

## 基于 Cluster 的无线 Mesh 网络位置管理方法\*

胡渭琦<sup>+</sup>, 邹仕洪, 程时端, 胡 博, 王文东

(网络与交换技术国家重点实验室(北京邮电大学),北京 100876)

### Cluster-Based Location Management Scheme for Wireless Mesh Networks

HU Wei-Qi<sup>+</sup>, ZOU Shi-Hong, CHENG Shi-Duan, HU Bo, WANG Wen-Dong

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

+ Corresponding author: E-mail: Hu\_weiqi@hotmail.com

**Hu WQ, Zou SH, Cheng SD, Hu B, Wang WD. Cluster-Based location management scheme for wireless mesh networks. *Journal of Software*, 2010,21(6):1404-1415. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3564.htm>**

**Abstract:** In this paper, a cluster-based location management scheme is introduced, which has fully considered the characteristic of mesh structure and then utilizes the similarity of signaling transmission path of cells within a cluster to distribute the signaling based on the quasi-multicast fashion to improve location management efficiency within wireless mesh networks. The numerical result reveals that the proposed scheme has significantly lessened the signaling cost.

**Key words:** wireless mesh network; location management; cluster-based; signaling cost; paging

**摘 要:** 提出一种基于 Cluster 的位置管理方法,充分考虑到 Mesh 结构的特点,利用 Cluster 内部各小区路径的相似性,采用组播方式分发信令,提高了 Mesh 网络中位置管理的效率.数值分析显示,此方法显著地降低了位置管理的信令开销.

**关键词:** 无线 Mesh 网络;位置管理;基于 Cluster;信令开销;寻呼

中图法分类号: TP393 文献标识码: A

移动通信和无线网络近年来保持着高速地发展,移动用户和终端、移动和无线接入网络、移动服务和应用都以过去难以置信的速度在增长.在数据业务高速发展的背景下,Cell Phone 仍将成为最主要的 Internet 接入方式<sup>[1]</sup>.高层移动性的支持对这样的网络是必须的,其中包括用户、终端、网络以及应用的移动性.在下一代网络的体系结构中,提供终端移动性的最大挑战之一是在多种网络中确定和更新终端位置<sup>[2]</sup>.

基于 IEEE 802.16 标准的 Wimax(worldwide interoperability of microwave access)被普遍认为是一种为移动终端提供宽带城域接入服务的经济的解决方案.采用 Wimax 以及其他相关技术建设无线接入网络时,采用 Mesh 结构能够给运营商带来更好的可靠性、有效覆盖率、可扩展性以及低初始建设投资等利益<sup>[3]</sup>,特别是在网络建

\* Supported by the National Natural Science Foundation of China under Grant No.60603060 (国家自然科学基金); the National High-Tech Research and Development Plan of China under Grant No.2007AA01Z206 (国家高技术研究发展计划(863)); the Program for New Century Excellent Talents in University of China under Grant Nos.NECT-07-0109, NECT-08-0739 (新世纪优秀人才支持计划)

Received 2008-02-03; Revised 2008-05-08; Accepted 2008-12-29

设初期以及广大的农村地区.换言之,Mesh 结构能够使新网络的建设更为快速和相对廉价.

在移动通信网络中,位置管理方法的优劣对系统性能起着非常重要的作用.位置管理用于有效地跟踪移动用户的位置,使系统在需要时能够及时联系到用户.位置更新和寻呼是位置管理的两个基本步骤.移动终端(mobile terminal,简称 MT)依照一定的规则发起位置更新过程,向网络侧报告自身位置.网络侧记录终端的位置信息,并据此安排寻呼过程以传递呼叫或数据给终端.一次具体寻呼过程的范围和次序与位置更新策略有关.当运营商建设一个无线 Mesh 网络时,获得有效的位位置管理方法对提高系统运行效率是非常关键的.

在传统蜂窝网络中的位置管理已有许多研究工作,提出了许多位置更新策略和寻呼策略.得到广泛使用的一种位置更新方法是基于位置区域(location area,简称 LA)的方法,移动终端在跨越静态设定的 LA 边界时发起位置更新,而系统将通过在 LA 的所有小区内寻呼来寻找终端.存在 3 种基本的动态策略:基于时间的<sup>[4]</sup>、基于移动的<sup>[5]</sup>、基于距离的<sup>[6]</sup>策略.其中前两种策略相对容易实现;而第 3 种的效率更高,但需要 MT 知道整个网络的小区分布情况.进一步,文献[7]提出了基于用户移动模式(user mobility pattern,简称 UMP)的策略,动态地发现和利用人们日常生活中存在的规律性来提高位置管理的效率,并按照 UMP 中展现出来的可能性大小依次进行寻呼.文献[8]提出了基于 path 的单样本、次序优化算法,依据距离上次呼叫到达的时间长度和上次位置更新以来终端的移动距离来实施具体的位置管理过程.文献[9,10]分别提出了基于方向的和基于状态的位置管理方法.文献[11]提出自适应的、预测式的位置登记和多步骤 Paging 算法,根据已经收集到的统计与入呼模式,对每个 MT 分别计算 LA 的形状和大小.文献[12]提出了同时基于 MT 移动方向和距离的登记模型选择性的 LA 更新.文献[13]开发了交互式位置跟踪方法,基于时间和基于位置的方法都可看作是其特例.

获得适合无线 Mesh 网络的位置管理方法对提高整个无线网络的运行效率是非常重要的.但已有的研究工作都是面对传统的、基础设施采用有线方式连接的网络,无论 MT 处于网络的什么位置,对其进行寻呼和位置更新的代价都相同.而在无线 Mesh 网络中,MT 和核心网/外部网络通信时可能要通过无线多跳方式进行,MT 处于不同的拓扑位置时,进行位置管理所需要的开销和时延都随着无线跳数的增加而明显增加.考虑到寻呼可能在多个小区内分批次进行,这种影响就更为显著.正因为如此,如果把已有的位置管理策略直接应用于无线 Mesh 网络将产生严重的性能问题<sup>[14]</sup>.

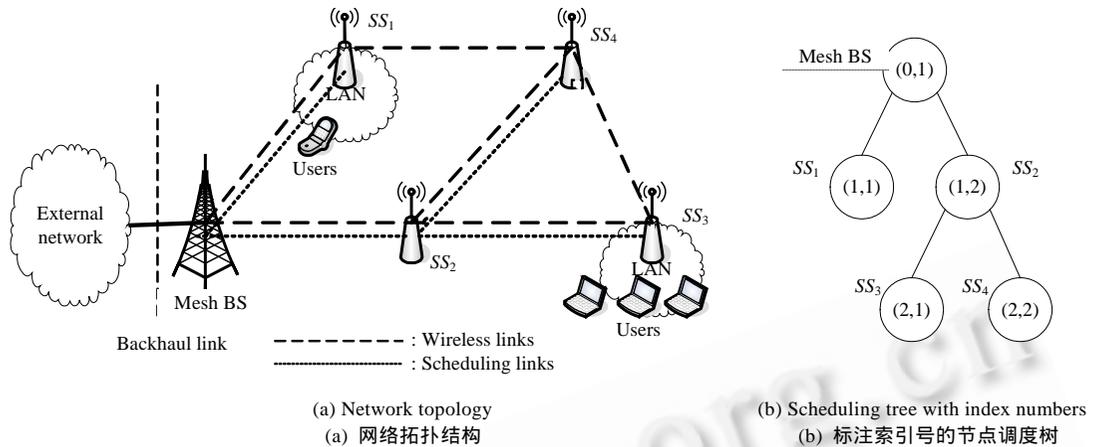
无线 Mesh 网络最显著的特点之一,就是基站(base station 简称 BS)和用户站(subscriber station 简称 SS)在网络中地位的异质性,即 WMN 中处于不同层次的节点扮演着不同的角色,拥有不同的性质<sup>[15]</sup>.显然,在传统网络中并不存在这样的问题.文献[2,3,16]显示,WMN 中每个节点的吞吐量和通信延时都将随着网络中节点总数的增加而快速恶化,这意味着 Mesh 网络的多跳拓扑结构将给传统位置管理策略的性能带来消极的影响.文献[14]进一步指出,在无线 Mesh 网络中,基础设施采用 Mesh 模式互连是影响位置管理性能的重要因素,并且此时寻呼开销占据总信令开销相当大的比重,减少这部分开销能够显著改善位置管理的效率.换言之,当为无线 Mesh 网络设计位置管理方法时,应充分考虑上述性质的影响.

本文提出了一种基于 Cluster 的无线 Mesh 网络位置管理方法.此方法充分考虑了 Mesh 模式的特点和影响,利用 Cluster 内部各小区路径的相似性,显著地降低了信令开销,提高了系统性能.

本文第 1 节介绍理论模型.第 2 节提出基于 Cluster 的新位置管理方法,利用 Cluster 的概念和多播的技术来改善系统性能.第 3 节对新方法的性能进行理论分析.第 4 节对方法进行数值化分析并与传统方法进行比较.最后一节总结全文.

## 1 系统模型

图 1(a)表示了一个无线 Mesh 网络的体系结构<sup>[17]</sup>.Mesh 网络中包括 BS 和 SS.BS 承担本网络和外部网络间网关的角色;SS 则是客户端设备,移动用户通过它接入网络.用户数据以多跳的方式通过 BS 和外网通信.图 1(a)中各节点可以组成以 BS 为根的调度树,如图 1(b)所示.



(a) Network topology (a) 网络拓扑结构 (b) Scheduling tree with index numbers (b) 标注索引的节点调度树

Fig.1 Wireless mesh network architecture  
图 1 无线 Mesh 网络体系结构

本文主要考虑基于区域的位置管理策略.上述策略中,仅当 MT 穿越预先定义的区域边界时才进行位置更新.当有呼叫/数据需要推送给该 MT 时,同时或者 ring-by-ring 地在整个区域内发起寻呼.我们分别将其定义为同步寻呼(simultaneously-paging)策略和逐环寻呼(ring-paging)策略.显而易见,对处于远离 BS 的服务区域内的 MT 进行位置管理的开销和延时都远大于由 BS 直接服务的 MT,这导致在这种网络场景中进行位置管理的性能和传统蜂窝网络中有明显的差异.

本文中采用大小相等的标准六边形小区.假设在整个服务区域内 BS 的位置被均匀地设置,作为周边区域与外部网络联系的出口.这样,移动服务区域被划分为同样大小的多个部分,每部分成为一个 LA,以 BS 标识各 LA.

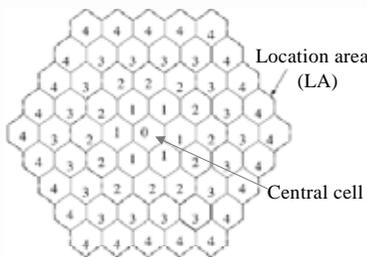


Fig.2 A 4-layer LA in wireless mesh network  
图 2 无线 Mesh 网络中 4 层 LA 的示意

各小区加入距离最近的 BS 所标识的 LA.使用符号 ring- $k$  来标识和预定义的核心小区(即 BS)距离为  $k$  的小区集合.容易得到 ring- $k$  中包含  $6 \cdot k$  个小区,其中包括 6 个顶点小区. $k$  层的 LA 由距离核心小区不超过  $k$  的所有小区组成,记为 LA- $k$ ,其中包含  $\sum_{i=1}^k 6 \cdot i + 1 = 3k^2 + 3k + 1$  个小区.图 2 是无线 Mesh 网络中一个 LA-4 的例子.每个 LA 中只有核心小区通过有线电缆直接连接到外部网络,其他小区必须直接或间接地通过其才能与外网通信. $k$  层 SS 的外部吞吐量由  $k-1$  层的 SS 负责向 BS 转发.

常用的移动性模型有两种:流模型和随机游走模型.在下面的讨论中,采用随机游走模型<sup>[18]</sup>来描述 MT 的移动特性,并认为移动终端均匀分布在各个小区内.

随机游走模型中,时间被等分为小片.MT 在下一个时间片中以概率  $p$  依然停留在当前小区,而以概率  $q/6$  ( $q=1-p$ )移动到相邻某小区.文献[8]计算了 MT 在  $t$  时刻处于 ring- $k$  而在  $t+1$  时刻处于 ring- $(k+1)$  的概率如下:

$$P_r(k+1, t+1; k, t) = \frac{1-p}{3} + \frac{1-p}{6k} \tag{1}$$

## 2 基于 Cluster 的位置管理方法

对距离 BS 较远的小区中进行位置管理时,BS 发出的信令将不得不以多跳的方式传送到相关小区.注意到相邻小区与 BS 通信时具有路径相似性,我们提出 Cluster 的概念,以 Cluster 作为进行位置管理的基本单位,并基于此提出一种适合无线 Mesh 网络的位置管理方法.即建立以中心小区为树根的寻呼树(paging-tree,简称 P-tree),通过合理设计树的生成方法,利用类似多播的思想在 Cluster 中减少开销.

下面首先介绍 Cluster 的概念以及划分 Cluster 的方法,接下来说明相应的位置更新策略和寻呼策略,最后提出寻呼树的概念和建立方式并介绍在一个 Cluster 内实施寻呼的方法。

2.1 划分 Cluster

定义 Cluster 的基本思想是,把整个 LA 按方向划分为多个 Cluster,考虑到纯粹地按方向划分将导致核心小区附近的 MT 经常产生跨越不同 Cluster 的移动,把距离核心小区较近的区域单独划分为中心 Cluster。

具体地说,Cluster 是 LA-k 中相邻小区的集合,多个 Cluster 构成 LA-k 的一个覆盖,每个 LA 划分为 7 个 Cluster,包括一个中心 Cluster 和 6 个边界 Cluster。中心 Cluster 应为环形,其包含层次数记为  $k_c$ 。各边界 Cluster 的大小和拓扑结构均应相同。在划分 Cluster 的过程中,应尽量满足以下原则:

- (1) 使各 Cluster 包含的小区数目大致相当;
- (2) 使边界 Cluster 由地理位置相近的 Cell 组成。

原则 1 保证了各 Cluster 的规模大致相当,满足另一条原则将有助于减少在边界 Cluster 中进行寻呼的开销。根据原则 1,  $k_c$  的取值应尽量使中心 Cluster 包含的小区数目接近 LA 内小区总数的 1/7。进一步地,由图 3 可以看出,通过选择适合的  $k_c$ ,使得中心 Cluster 和边界 Cluster 中包含的小区数目大致相当是可行的。

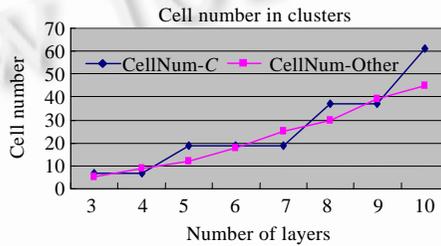


Fig.3 Comparison of cell number between central and border cluster

图 3 中心 Cluster 和边界 Cluster 包含小区数量的对比

确定  $k_c$  之后,采用逐 ring 处理的方式将其余的 ring- $i$  ( $i=k_c+1, \dots, k$ ) 中各小区划分到各边界 Cluster。

下面先给出父节点的定义:

- (1) 核心小区是 Ring-1 中的所有小区的父节点;
- (2) 对于 ring- $i$  ( $i=2, \dots, k$ ) 中的小区:
  - a) 若  $i$  为偶数,应相隔选择 ring- $(i-1)$  中包括顶点小区在内的  $\lceil \frac{i-1}{2} \rceil$  个小区作为与之相邻的两个 ring- $i$  层小区的父节点;
  - b) 若  $i$  为奇数,应先选择 ring- $(i-1)$  中的顶点小区作为相邻的 3 个小区的父节点,之后相隔选择其他 ring- $(i-1)$  小区作为两个相邻 ring- $i$  层小区的父节点。

相应地,称节点为其父节点的子节点,边界 Cluster 中各小区的  $k_c$  层祖先节点为该 Cluster 的父节点。容易发现,除核心小区无父节点而有 6 个子节点外,其他小区有且仅有一个父节点并最多拥有 3 个子节点。

现在,我们给出 LA-k 中各 Cluster 的划分方法:

- (1) 核心小区属于中心 Cluster;
- (2) Ring- $i$  ( $i$  从 1 到  $k_c$ ) 中的小区属于中心 Cluster;
- (3) Ring- $k_c$  层中,两个顶点小区间的所有小区(包括其中一个顶点小区)的子节点属于相同的边界 Cluster;
- (4) 边界 Cluster 所包含小区的所有子节点均属于该边界 Cluster。

采用以上划分方法,边界 Cluster 由尽量相近的 Cell 组成,从而能够利用各 Cell 和中心 Cell 间信令传输路径的相似性减少寻呼开销。图 4 是一个 4 层 LA 的 Cluster 划分示意图,其中白色部分代表中心 Cluster,各边界 Cluster 用不同颜色的区域分别表示。从图中可以看出,前面提到的两个划分准则被很好地满足。

**定理 1.** 采用上述划分方法产生的边界 Cluster 具有最少的父节点.

证明:注意到  $k_c$  层小区数为  $6 \cdot k_c$ , 这些小区成为  $k_c+1$  层小区的候选父节点. 根据边界 Cluster 的对称性, 各边界 Cluster 中将包含  $k_c+1$  个  $k_c+1$  层小区, 且其父节点中最多包含一个  $k_c$  层顶点小区. 除顶点小区可能成为相邻的 3 个  $k_c+1$  层小区的父节点外, 与  $k_c+1$  层小区的相邻关系决定了其他  $k_c$  层小区最多只能成为两个小区的父节点. 这意味着在给  $k_c+1$  个  $k_c+1$  层小区指派父节点时, 即使父节点中包括了顶点小区, 且其他父节点都拥有两个子节点, 也至少需要选择  $\left\lceil \frac{(k_c+1)-3}{2} + 1 \right\rceil = \left\lceil \frac{k_c}{2} \right\rceil$  个  $k_c$  层小区. 而由边界 Cluster 的数量以及父节点的定义方法容易得到, 采用上述方法所产生的每个边界 Cluster 的父节点数目即为  $\left\lceil \frac{k_c}{2} \right\rceil$ .

图 5 表示了每个边界 Cluster 的父节点数量和中心 Cluster 包含小区的层数的变化情况. 容易发现, 随着 LA 所包含小区层数的变化, 两者均呈阶梯型增长, 且前者始终小于等于后者.

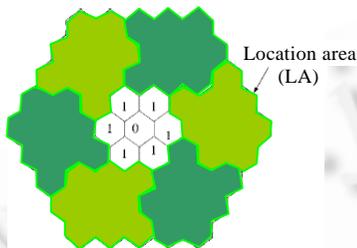


Fig.4 Cluster partition in LA-4

图 4 LA-4 的 Cluster 划分

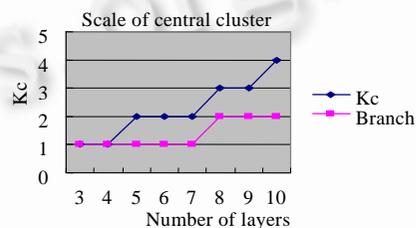


Fig.5 Number of  $k_c$  and ancestor-node of margin cluster

图 5  $k_c$  和边界 Cluster 父节点的数量

需要指出的是, 由于实际网络中服务区域的具体覆盖情况千差万别, 在各小区间的拓扑结构与图 4 存在差异时, Cluster 的划分方法应在满足前面提出的两条原则并使边界 Cluster 具有尽量少的父节点基础上进行相应调整, 以适应具体的网络环境. 从后面的分析中可以看到, 基于 Cluster 的方法对簇的精确形状并不敏感, 在符合上述原则的前提下进行的这种调整并不会对本文的主要结论产生大的影响.

## 2.2 位置更新策略

MT 执行静态位置更新策略, 当跨越 LA 边界时发起位置更新. 这意味着新策略对 MT 是透明的, 移动终端上不需要做任何软硬件修改就可以适应该策略.

系统侧和 MT 产生信令交互时记录相应的小区编号. 从 Cluster 的产生方法中可以得到, 小区编号与 Cluster 的对应关系是固定的, 从而系统侧能够判断 MT 目前在哪个 Cluster 内工作. 显然, 位置更新后 MT 将隶属于某个边界 Cluster; 而在一次通话后, 系统中记录的 MT 位置信息则可能是任何一个 Cluster.

## 2.3 寻呼策略

本方法中, 以 Cluster 为基本单位进行寻呼. 当有呼叫/数据需要推送给 MT 时, 系统查询 MT 最后一次位置更新所在的 Cluster, 之后, 在此 Cluster 中所有小区同时进行寻呼. 若首轮寻呼失败, 应以 MT 位于其他各 Cluster 内的概率大小来决定寻呼次序. 决定下一轮寻呼的范围时应考虑该 Cluster 的位置: 其为边界 Cluster, 则在两个相邻的边界 Cluster 和/或中心 Cluster 中同时进行寻呼; 若为中心 Cluster, 则可以任选几个边界 Cluster 进行寻呼. 实际上, 与 MT 最后发起位置更新的小区较近的 Cluster 将因为 MT 处于其内部的概率较大而被优先选择. 重复上述过程, 直至寻呼成功或所有 Cluster 都已经进行过寻呼. 后一种情况则判定此次寻呼失败.

当存在寻呼时长限制的情况时, 寻呼轮数的确定应考虑用户可接受的最大寻呼等待时间及每轮的寻呼时长. 在截止时间到达之前的最后一次寻呼, 应在所有尚未进行寻呼的 Cluster 中进行.

## 2.4 在 Cluster 中进行寻呼

通过第 2.1 节描述的划分 Cluster 过程,可以生成一个以核心小区为树根、连接各节点与其子节点、以 LA 的环数为最大深度的树.我们把这棵树定义为寻呼树,记为 P-tree,并将其作为从核心小区到 Cluster 中所有小区进行信令分发时的缺省转发路径.

以 Cluster 作为寻呼单位时,利用多播的思想从核心小区传送信令到各目标小区.在中心 Cluster 寻呼时,从核心小区开始,各小区发起寻呼并转发给自己的子节点.在远离核心小区的边界 Cluster 中寻呼时,可以分为两个阶段完成:

- (1) 由核心小区分别发送寻呼信令到该 Cluster 的所有父节点;
- (2) 父节点负责发送信令给所有子节点,后者在本小区内发起寻呼并立即继续转发到自己的子节点.

边界 Cluster 中,各小区与核心小区间进行信令转接的路径具有较大的相似性.因此,使用 P-tree 进行信令传递将极大地提高在整个 Cluster 中分发的效率.与一个边界 Cluster 相关的部分 P-tree 拓扑结构如图 6 所示.

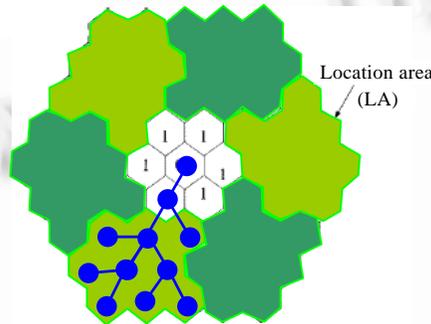


Fig.6 Topological structure of partial P-tree relative of a border cluster  
图 6 与某边界 Cluster 相关的部分 P-tree 的拓扑结构

值得指出的是,P-tree 中包括的路径并不是信令传递的唯一选择.事实上,无线 Mesh 网络中的信令传递路径可以非常灵活.当父节点发现无法按 P-tree 中预定的路径转发寻呼信令时,应主动寻找其他迂回路由传送到子节点.进一步地,当某子节点 A 失效时,父节点应选择不通过该子节点的路径将寻呼信令送到 A 的子节点.这种机制充分利用无线 Mesh 网络中传输路径灵活的特点,在提高寻呼信令转发可靠性的同时,尽可能地减少了部分小区发生故障时对寻呼性能和系统开销的影响.

## 3 性能分析

本节对基于 Cluster 的无线 Mesh 网络位置管理方法的开销和延迟进行分析.

### 3.1 开 销

本节考虑分三阶段寻呼和两阶段寻呼两种策略.前者是指当 MT 最后登记于边界 Cluster 时,首先在该 Cluster 中寻呼,若失败则在临近的两个边界 Cluster 和中心 Cluster 中同时寻呼,若仍未获得 MT 的应答,则在其他所有未被寻呼的 Cluster 中进行寻呼;当最后登记于中心 Cluster 时,先在中心 Cluster 中寻呼,若失败则选择距离最后登记小区最近的 3 个边界 Cluster 进行寻呼,其他 Cluster 在最后一轮中被选择.后者是合并了三阶段寻呼策略的后两个阶段,应用于要求更短延时的场合.即,如果在最后登记 Cluster 内进行的第 1 轮寻呼没有得到 MT 的应答,则在其他所有 Cluster 中进行第 2 轮寻呼.

首先分析在单个 Cluster 中进行寻呼的开销,其次考虑 MT 处于各 Cluster 的概率,接下来根据 MT 的最后登记位置得到平均寻呼开销表达式,并最终得到基于 Cluster 的位置管理方法的寻呼开销.

3.1.1 单 Cluster 寻呼的开销

在中心 Cluster 中进行寻呼时,其包含的各小区都要产生一次寻呼开销,并且信令传送到各非核心小区时也要产生相应开销.由第 2.4 节可知,信令传送开销和中心 Cluster 中的非核心小区数量成正比.因此,每次寻呼的开销  $Cost_{P,central}$  可以计算如下:

$$Cost_{P,central} = \sigma_P \cdot CellNum_{Central} + \sigma_H \cdot (CellNum_{Central} - 1) \tag{2}$$

其中,  $\sigma_P$  表示传统网络中在单个 cell 寻呼的开销,  $\sigma_H$  表示无线 Mesh 网络中每增加一跳所带来的额外开销,中心 Cluster 中包含的小区数量  $CellNum_c = \sum_{i=1}^{k_c} 6i + 1 = 3k_c^2 + 3k_c + 1$ .

在边界 Cluster 中寻呼所涉及的开销包括 Cluster 中各小区的寻呼开销,以及传送寻呼相关信令到各小区的开销.后者包括两部分,分别对应由核心小区传送到 Cluster 父节点的开销和从父节点转发到各待寻呼小区的开销.边界 Cluster 的父节点的数目为  $\lceil \frac{k_c}{2} \rceil$ ,其中,  $k_c$  为中心 Cluster 包含的小区层数.综上,在边界 Cluster 中进行一次寻呼的开销  $Cost_{P,margin}$  如下:

$$Cost_{P,margin} = \sigma_P \cdot CellNum_{margin} + \sigma_H \cdot \left( k_c \cdot \lceil \frac{k_c}{2} \rceil + CellNum_{margin} \right) \tag{3}$$

其中,  $CellNum_{margin}$  表示边界 Cluster 包含的小区数量,由边界 Cluster 的生成方法可知:

$$CellNum_{margin} = \sum_{i=k_c+1}^k i = \frac{(k - k_c)(k + k_c + 1)}{2}$$

3.1.2 MT 处于各 Cluster 的概率

下面计算在已知 MT 最后登记位置的前提下,MT 处于各 Cluster 内的概率.考虑到各 Cluster 的规模基本相当以及移动终端在各个小区均匀分布的假设,为了降低分析难度,我们再次借鉴随机游走模型的思想,以 Cluster 为 MT 所处位置的基本分析单位进行分析.即认为 MT 以概率  $p'$  留在原 Cluster,否则以相同概率随机游走到相邻的 Cluster 中.

把边界 Cluster 按顺时针序分别编号为 0~5,中心 Cluster 编号为 6,则 MT 在各 Cluster 间移动的概率见表 1.

**Table 1** MT's transition probabilities matrix among clusters  
表 1 MT 的 Cluster 间转移概率矩阵

	0	1	2	3	4	5	6
0	$p'$	$1 - p'/3$	0	0	0	$1 - p'/3$	$1 - p'/3$
1	$1 - p'/3$	$p'$	$1 - p'/3$	0	0	0	$1 - p'/3$
2	0	$1 - p'/3$	$p'$	$1 - p'/3$	0	0	$1 - p'/3$
3	0	0	$1 - p'/3$	$p'$	$1 - p'/3$	0	$1 - p'/3$
4	0	0	0	$1 - p'/3$	$p'$	$1 - p'/3$	$1 - p'/3$
5	$1 - p'/3$	0	0	0	$1 - p'/3$	$p'$	$1 - p'/3$
6	$1 - p'/6$	$p'$					

首先考虑 MT 最后登记于边界 Cluster 的情况.此时,以本 Cluster 为第 1 层,中心 Cluster 和两个相邻的边界 Cluster 为第 2 层,其他 3 个 Cluster 为第 3 层.MT 在各层间的移动构成一个有限状态 Markov 链,各层分别用状态 0、状态 1、状态 2 表示.图 7 给出了上述 Markov 链的示意图,其中,  $\alpha_{0,1}, \alpha_{1,2}, \beta_{0,1}, \beta_{1,2}$  分别表示各状态间的转移概率.记 MT 处于各 Cluster 的概率为  $P_0, P_1, P_2$ .根据 Cluster 间的转移概率(见表 1),可以得到 MT 在各 Cluster

层间的转移概率,见表 2.当 Markov 链处于稳态时,满足如下表达式 
$$\begin{cases} P_{j=1,2} = P_0 \cdot \sum_{i=0}^{j-1} \frac{\alpha_{i,i+1}}{\beta_{i+1,i}} \\ P_0 + P_1 + P_2 = 1 \end{cases}$$
 综上,可以得到 MT

处于不同状态的稳态概率  $P_0, P_1, P_2$ .

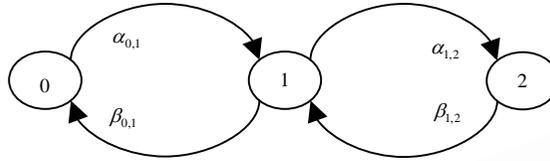


Fig.7 Markov chain between cluster-ring

图 7 Cluster-Ring 构成的 Markov 链

Table 2 MT's transition probabilities matrix among cluster-rings

表 2 MT 在各 Cluster-Ring(状态)间的转移概率

	0	1	2
0	-	$(1-p')$	0
1	$\frac{5}{18}(1-p')$	-	$\frac{7}{18}(1-p')$
2	0	$\frac{5}{9}(1-p')$	-

当 MT 最后登记于中心 Cluster 时,以中心 Cluster 为第 1 层,所有边界 Cluster 为第 2 层,各层分别用状态 0、状态 1 表示,则 MT 在各 Cluster 层间的移动构成一个有限状态 Markov 链.类似上面的计算过程可得,MT 处于各状态的稳态概率  $P_{Central} \cdot P_{margin}$ .

3.1.3 平均寻呼开销

根据 MT 最后登记的位置是中心还是边界 Cluster,发起一次寻呼产生的开销分别记为  $Cost_{P,from\ central}$  和  $Cost_{P,from\ margin}$ .先分析 MT 登记于边界 Cluster 的情况.考虑可能经历的 3 轮寻呼,若第 1 轮就成功寻呼到 MT,此次的开销即为  $Cost_{P,margin}$ ;若第 2 轮寻呼成功,则系统付出的总开销为在中心 Cluster 以及 3 个边界 Cluster 中分别寻呼的开销和;否则,所有 Cluster 中都要经历一次寻呼.综上所述,有

$$Cost_{P,from\ margin} = P_0 \cdot Cost_{P,margin} + P_1 \cdot (Cost_{P,central} + 3Cost_{P,margin}) + P_2 \cdot (Cost_{P,central} + 6Cost_{P,margin}) \quad (4)$$

类似地,当 MT 最后登记于中心 Cluster 时,我们可以得到采用 3 轮寻呼策略时的总寻呼开销  $Cost_{P,from\ central}$ .实际上,若 MT 处于某边界 Cluster 内,后两轮寻呼成功的概率均等.

$$Cost_{P,from\ central} = P_{central} \cdot Cost_{P,central} + P_{margin} \left[ \frac{1}{2}(Cost_{P,central} + 3Cost_{P,margin}) + \frac{1}{2}(Cost_{P,central} + 6Cost_{P,margin}) \right] \quad (5)$$

如果采用两轮寻呼策略,则相当于舍弃 3 轮策略的第 2 轮寻呼.显然,这种策略是付出开销增加的代价来减少寻呼时延(对时延的影响在第 3.2 节中进行分析).此时,每次寻呼的开销可以表达如下:

$$Cost_{P,from\ margin} = P_0 \cdot Cost_{P,margin} + (P_1 + P_2)(Cost_{P,central} + 6Cost_{P,margin}) \quad (6)$$

$$Cost_{P,from\ central} = P_{central} \cdot Cost_{P,central} + P_{margin} \cdot (Cost_{P,central} + 6Cost_{P,margin}) \quad (7)$$

根据移动终端以相同概率出现在各小区的假设,可以认为 MT 最后登记于中心/边界 Cluster 的概率等于其包含小区数占 LA 内小区总数量的比例.至此,可以得到在无线 Mesh 网络中采用基于 Cluster 的位置管理方法每次寻呼的平均开销如下:

$$Cost_{P,Average} = \frac{CellNum_{central}}{CellNum_{all}} \cdot Cost_{P,from\ central} + \frac{CellNum_{margin}}{CellNum_{all}} \cdot Cost_{P,from\ margin} \quad (8)$$

其中  $CellNum_{central}$ ,  $CellNum_{margin}$  和  $CellNum_{all}$  分别表示在中心 Cluster、所有边界 Cluster 以及整个 LA 内所包含的小区数量.

### 3.2 寻呼时延

类似于开销的计算,首先分析在单个 Cluster 中进行寻呼的最大时延,其次利用第 3.1.2 节得到的 MT 处于各 Cluster 的概率,根据 MT 的最后登记位置得到单次寻呼的最大时延表达式,并最终得到基于 Cluster 的位置管理方法的寻呼时延.

#### 3.2.1 Cluster 内的最大寻呼时延

由第 2.4 节可知,P-tree 上的非叶节点在收到寻呼信令后将在本小区寻呼后立即转发到子节点.这意味着在 Cluster 内进行寻呼的最大时延,是由从核心小区传送寻呼信令到各小区的时延和在单个小区内的寻呼时延两部分组成的.显然,前一部分与 Cluster 中各小区到达核心小区的最大跳数有关.

显然,在中心 Cluster 中进行寻呼时,距离核心小区的最大跳数为  $k_c$ ;而边界 Cluster 中距离核心小区的最大跳数为  $k$ .定义传统网络中在单个小区寻呼的时延为  $D_p$ ,在 BS/SS 间转发寻呼相关消息时每跳产生的额外延时为  $D_H$ 后,可以得到上述两种情况下的最大寻呼时延分别如下:

$$Delay_{P,central} = D_p + k_c \cdot D_H \quad (9)$$

$$Delay_{P,margin} = D_p + k \cdot D_H \quad (10)$$

#### 3.2.2 平均寻呼时延

根据 MT 最后登记的位置是中心还是边界 Cluster,发起一次寻呼产生的最大时延,分别记为  $Delay_{P,from\ central}$  和  $Delay_{P,from\ margin}$ .先考虑 MT 最后登记于边界 Cluster 的情况:若第 1 轮就成功寻呼到 MT,则此次寻呼的最大时延为  $Delay_{P,margin}$ ;若进行了后两轮寻呼,则每轮的最大时延均为在中心 Cluster 及边界 Cluster 中分别进行寻呼的时延较大者.如果 MT 最后登记于中心 Cluster,则第 1 轮寻呼时延为  $Delay_{P,central}$ ;而后二轮寻呼成功的概率相等,每轮所带来的最大时延均为  $Delay_{P,margin}$ .

综上所述,有

$$Delay_{P,from\ margin} = P_0 \cdot Delay_{P,margin} + P_1 \cdot [Delay_{P,margin} + \max(Delay_{P,central}, Delay_{P,margin})] + P_2 \cdot [Delay_{P,margin} + 2 \cdot \max(Delay_{P,central}, Delay_{P,margin})] \quad (11)$$

$$Delay_{P,from\ central} = P_{central} \cdot Delay_{P,central} + P_{margin} \cdot \left[ \frac{1}{2} (Delay_{P,central} + Delay_{P,margin}) + \frac{1}{2} (Delay_{P,central} + 2Delay_{P,margin}) \right] \quad (12)$$

对时延敏感的场所,可以采用两轮寻呼策略来降低平均时延.此时,每次寻呼的最大时延可以表达如下:

$$Delay_{P,from\ margin} = P_0 \cdot Delay_{P,margin} + (P_1 + P_2) \cdot [Delay_{P,margin} + \max(Delay_{P,central}, Delay_{P,margin})] \quad (13)$$

$$Delay_{P,from\ central} = P_{central} \cdot Delay_{P,central} + P_{margin} \cdot (Delay_{P,central} + Delay_{P,margin}) \quad (14)$$

至此,可以得到在无线 Mesh 网络中采用基于 Cluster 的位置管理方法每次寻呼的平均最大时延如下:

$$Delay_{P,Average} = \frac{CellNum_{central}}{CellNum_{all}} \cdot Delay_{P,from\ central} + \frac{CellNum_{margin}}{CellNum_{all}} \cdot Delay_{P,from\ margin} \quad (15)$$

## 4 对性能的数值化分析

利用在第 3 节中得到的分析结果,对基于 Cluster 的位置管理方法进行性能的数值化分析,并与传统位置管理方法进行比较.

本文中用于和基于 Cluster 的位置管理方法进行对比的方法有两种:其一为静态方法,当需要推送呼叫数据给 MT 时,系统在整个 LA 中所有的小区内发起寻呼;另一种方法把寻呼过程分为多轮,上一轮失败后,在已寻呼小区的邻居小区内再次发起新一轮寻呼,直到寻呼成功或者完成预定的轮数.后者将意味着此次寻呼失败.

本节中关心的系统参数包括第 1 节定义的 LA 中包含的层数  $k$ ;第 2.1 节定义的中心 Cluster 所包含小区层数  $k_c$ ;第 3.1 节定义的传统网络中在单个 cell 中寻呼的开销  $\sigma_p$ ,无线 Mesh 网络中每增加一跳所带来的额外开销  $\sigma_H$ ;第 3.2 节定义的传统网络中在单个小区寻呼的时延为  $D_p$ ,在 BS/SS 间转发寻呼相关消息时每跳产生的额外延时为  $D_H$ .

参照文献[14,21],给参数赋值如下: $\sigma_p=1, \sigma_H=0.6, D_p=1, D_H=0.6$ .下面考虑各位位置管理方法在 LA 规模为 3~10

层时的效率对比.

### 4.1 3轮寻呼策略

图 8 描述了采用 3 轮寻呼策略时,3 种位置管理方法导致开销的对比.基于 Cluster 的方法产生的开销明显小于其他两种方法,并且随着 LA 变大,开销减小的幅度也更加可观;而逐轮寻呼方法在开销方面优于静态基于 LA 的方法.应用于 LA-10,基于 Cluster 的方法带来的开销分别比另两种方法减少 78.42%和 55.91%.当 LA 包含 3 层小区时,本文提出的方法也将带来高达 52.81%和 26.72%的开销减幅.

基于 Cluster 的无线 Mesh 网络位置管理方法在采用 3 轮寻呼策略时,与其他两种方法在时延方面的对比如图 9 所示.不难看出,静态方法产生的最大寻呼时延最小,基于 Cluster 的方法次之,而采用多轮寻呼策略的方法将带来最大的时延.在 LA-3 中,基于 Cluster 的方法和逐轮寻呼方法产生的时延大致相当;而随着 LA 规模的增大,最大可缩短 44.51%的时延.

值得指出的是,从图 8、图 9 中可以看到,虽然静态位置管理方法将带来较大的开销,但在时延方面的表现最优.这正是其实施简单却在实际运行的网络中得到广泛使用以及本文中将其作为比较对象的原因之一.

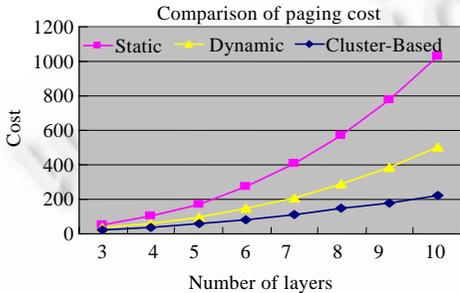


Fig.8 Comparison of paging cost among schemes

图 8 寻呼开销的比较

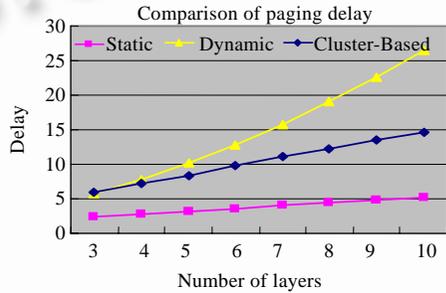


Fig.9 Comparison of paging delay among schemes

图 9 寻呼时延的比较

### 4.2 两轮寻呼策略

在对时延有更高要求的场合,可以通过合并 3 轮寻呼中的后两轮来减少平均最大寻呼时延.3 种方法开销/时延的比较如图 10、图 11 所示.此时,3 种方法在开销及时延方面的排列顺序不变.但基于 Cluster 方法在寻呼轮数减少后,在付出 23%开销增加的代价下能够减少 16%的寻呼时延.

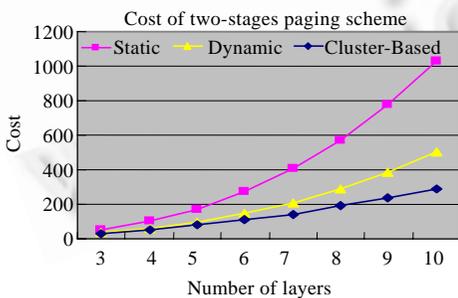


Fig.10 Comparison of cost of two-phase paging schemes

图 10 两阶段寻呼策略的开销比较

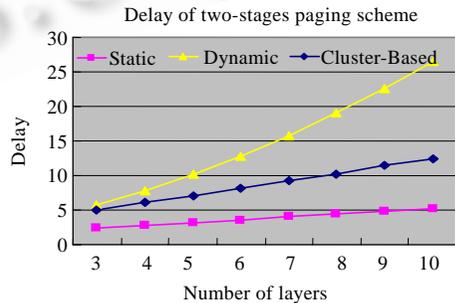


Fig.11 Comparison of delay of two-phase paging schemes

图 11 两阶段寻呼策略的寻呼时延比较

## 5 结 论

在无线 Mesh 网络中,网络基础设施的变化给位置管理带来了新的挑战.本文提出了适应无线 Mesh 网络特点的基于 Cluster 的位置管理方法;通过适当划分 LA 为 Cluster,并建立 P-tree 作为缺省寻呼指令转发路径,充分利用了无线 Mesh 网络的结构特点,同时保留了 Mesh 网络中传输路径可靠性高的优点;不需要移动终端进行任何升级;从理论上分析了上述方法应用于 Mesh 网络的性能,并与其他方法进行了对比.数值分析结果显示,无线 Mesh 网络中采用基于 Cluster 的位置管理方法可以显著地降低系统的寻呼开销.

### References:

- [1] Keshav S. Why cell phones will dominate the future Internet. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, 2005,35(2): 83–86. [doi: 10.1145/1064413.1064425]
- [2] Akyildiz IF, Ho JSM, Wang WY. Mobility management in next-generation wireless systems. *Proc. of the IEEE*, 1999,87(8):1347–1384.[doi: 10.1109/5.775420]
- [3] Jun J, Sichitiu ML. The nominal capacity of wireless mesh networks. *IEEE Wireless Communications*, 2003,10(8):8–14.
- [4] Rose C. Minimizing the average cost of paging and registration: A timer-based method. *Wireless Networks*, 1996,2(2):109–116. [doi: 10.1007/BF01225634]
- [5] Akyildiz IF, Ho JSM, Lin YB. Movement-Based location update and selective paging for PCS networks. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, 1996,4(4):629–638. [doi: 10.1109/90.532871]
- [6] Madhoo U, Honig ML, Steiglitz K. Optimization of wireless resources for personal communications mobility tracking. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, 1995,3(6):698–707. [doi: 10.1109/90.477716]
- [7] Cayirci E, Akyildiz IF. User mobility pattern scheme for location update and paging in wireless systems. *IEEE Trans. on Mobile Computing*, 2002,1(3):236–247. [doi: 10.1109/TMC.2002.1081758]
- [8] Liu ZK, Bui TD. Dynamical mobile terminal location registration in wireless PCS networks. *IEEE Trans. on Mobile Computing*, 2005,4(6):630–640. [doi: 10.1109/TMC.2005.88]
- [9] Hwang HW, Chang MF, Tseng CC. A direction-based location update scheme with a line-paging strategy for PCS networks. *IEEE Communications Letters*, 2000,4(5):149–151. [doi: 10.1109/4234.846494]
- [10] Rose C. State-Based paging/registration: A greedy technique. *IEEE Trans. on Vehicular Technology*, 1999,48(1):166–173. [doi: 10.1109/25.740083]
- [11] Gu DQ, Rappaport SS. A dynamic location tracking strategy for mobile communication systems. In: *Proc. of the IEEE Vehicular Technology Conf.* 1998. 259–263. [http://ieeexplore.ieee.org/xpl/freeabs\\_all.jsp?arnumber=686575](http://ieeexplore.ieee.org/xpl/freeabs_all.jsp?arnumber=686575)
- [12] Kim HO, Kim WJ, Suh YJ. Distance and direction based location update with sectional ring paging scheme. In: *Proc. of the IEEE/IFIP Int'l Conf. on Embedded and Ubiquitous Computing*. 2004. 859–868. <http://www.informatik.uni-trier.de/~ley/db/conf/euc/euc2004.html>
- [13] Naor Z. Tracking mobile users with uncertain parameters. *Wireless Networks*, 2003,9(6):637–646. [doi: 10.1023/A:1025960502871]
- [14] Hu WQ, Zou SH, Cheng SD. A study of new challenge on location management in WiMAX mesh networks. In: Muntean GM, Brennan C, Sadleir R, eds. *Proc. of the China-Ireland Int'l Conf. on Information and Communications Technologies*. 2007. 691–698.
- [15] Wei D, Chan HA, Rawoot MB. Hybrid routing protocol to decrease delay and to extend lifetime for mesh networks. *Information Technology Journal*, 2007,6(4):518–525. [doi: 10.3923/itj.2007.518.525]
- [16] Bisnik N, Abouzeid A. Delay and throughput in random access wireless mesh networks. In: *Proc. of the IEEE Int'l Conf. on Communications*. Istanbul, 2006. 403–408. [http://ieeexplore.ieee.org/xpl/freeabs\\_all.jsp?arnumber=4024151](http://ieeexplore.ieee.org/xpl/freeabs_all.jsp?arnumber=4024151)
- [17] Cheng SM, Lin P, Huang DW, Yang SR. A study on distributed/centralized scheduling for wireless mesh network. In: *Proc. of the 2006 Int'l Conf. on Communications and Mobile Computing*. New York: ACM Press, 2006. 599–604. <http://portal.acm.org/citation.cfm?id=1143668>

- [18] Akyildiz IF, Lin YB, Lai WR, Chen RJ. A new random walk model for PCS networks. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2000,18(7):1254–1260. [doi: 10.1109/49.857925]
- [19] Wang L, Zhang NT. A dynamic location updating management scheme in low earth orbit networks. Journal of Software, 2003,14(12):2045–2051 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/14/2045.htm>
- [20] Zhu YH, Xiao G, Shi DH, Gao J. A location management strategy with layered cells and terminal paging in probability order. Acta Electronica Sinica, 2004,32(11):1810–1814 (in Chinese with English abstract).
- [21] Xie H, Tabbane S, Goodman DJ. Dynamic location area management and performance analysis. In: Proc. of the IEEE Vehicular Technology Conf. 1993. 536–539. [http://ieeexplore.ieee.org/xpls/abs\\_all.jsp?arnumber=507529](http://ieeexplore.ieee.org/xpls/abs_all.jsp?arnumber=507529)

## 附中文参考文献:

- [19] 王亮,张乃通.低轨卫星通信网络中动态位置更新管理方案.软件学报,2003,14(12):2045–2051. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/14/2045.htm>
- [20] 朱艺华,肖刚,史定华,高济.小区分层依概率寻呼的位置管理策略.电子学报,2004,32(11):1810–1814.



胡渭琦(1975 - ),男,陕西蓝田人,博士生,主要研究领域为移动性管理,移动互联网.



胡博(1978 - ),男,博士,讲师,主要研究领域为移动互联网,移动性管理.



邹仕洪(1978 - ),男,博士,副教授,CCF 高级会员,主要研究领域为移动无线网络,网络服务质量与服务管理.



王文东(1963 - ),男,教授,CCF 高级会员,主要研究领域为高速网络理论技术.



程时端(1940 - ),女,教授,博士生导师,主要研究领域为网络性能与服务质量.