

基于 k -派系社区结构的移动 P2P 覆盖网络^①

张国印^{②*} 李 军^{③**} 王向辉^{*}

(* 哈尔滨工程大学计算机科学与技术学院 哈尔滨 150001)

(** 安庆师范学院数学与计算科学学院 安庆 246011)

摘 要 为实现移动网络环境下的 P2P 覆盖网络,在分析各种构建方法的利弊后提出了基于 k -派系社区结构的非结构化覆盖网络(KCCO 网络)的设计方法。该方法根据节点加入网络的先后顺序构造多个不同 k 值的 k -派系社区结构,并通过外联节点来连接不同的 k -派系。针对节点的加入及 k -派系的形成、节点退出、节点失效等情况设计了相应的算法。同时,KCCO 网络通过在一定条件下触发的网络拓扑控制过程和外联过程来不断调整覆盖网络拓扑结构。仿真实验结果表明,该覆盖网络设计能够有效适应移动网络环境,在保证查询时间较短的条件下,取得了较高的查询成功率。

关键词 移动 P2P 网络,复杂网络, k -派系,覆盖网,GIA,M-GIA, k -派系社区结构覆盖(KCCO)

0 引 言

对等(peer to peer, P2P)技术在文件共享等方面的成功应用使得 P2P 网络得到了研究者的高度重视,于是出现了一些经典的 P2P 覆盖(overlay)网络构建算法,如 Gnutella、Chord^[1]等。覆盖网的构建是 P2P 网络路由协议、负载均衡、安全认证等方面的基础,是决定 P2P 网络性能的关键问题。近年来随着移动互联设备的大规模应用,对移动对等网络的研究开始成为一个热点。由于移动网络的特殊性,包括节点的资源 and 能量受限、网络链接不稳定、节点失效频繁等等,使得构建移动对等网覆盖网的难度加大。虽然已经有很多研究者提出了不同思路的移动对等网覆盖网构建算法,但还缺乏适合大规模应用的算法。

在各种构建移动对等覆盖网的方法中,使用最多的是跨层方法。该方法可以分为两类:一类是应用层和网络层跨层通信,简称为网络层跨层^[2];另一类是应用层和 MAC 层跨层通信,简称为 MAC 层跨层^[3]。这两种方法都能够提高查询成功率和查

询效率,从而降低路由开销,减少节点的能量消耗。但跨层方法由于涉及到具体的网络层路由协议和 MAC 层协议,此种方法的针对性较强,对于不同的底层协议需要分别加以设计。传统 P2P 网络中的半分布式网络(如 HON-P2P^[4]等)通过选择一些高性能节点作为超级节点来存储其他节点的信息,从而结合了集中式和分布式结构的优点,因而具有较好的可扩展性和抗扰动(Churn)性。因此,近年来涌现出了多个半分布式移动对等覆盖网络^[5-9],但其中超级节点的选择和失效处理等问题还需要很好地加以解决。随着统计物理学对复杂系统和复杂网络的研究不断深入,现实世界中复杂网络的很多特性被发掘出来,如小世界现象、无标度特性等。利用复杂网络研究成果进行移动 P2P 覆盖网络的构建成为一个新的热点,其中以构建小世界网络最为常见,如 Cheer^[10]等。本文基于复杂网络中的社区结构研究成果,提出了一个 k -派系社区结构覆盖(k -clique community overlay, KCCO)网络。和半分布式网络不同,移动对等 KCCO 网络中没有超级节点,但仍然继承了分层结构的优点。

① 国家自然科学基金(61073042),黑龙江省自然科学基金(F201121)和中央高校基本研究业务费专项基金(HEUCF100606)资助项目。

② 男,1962 年生,博士,教授;研究方向:网络与信息安全;联系人, E-mail: zhangguoyin@hrbeu.edu.cn

③ 通讯作者, E-mail: Jasonli376@gmail.com

(收稿日期:2012-09-17)

1 基于 k -社区结构的覆盖网设计

1.1 相关概念

由于 KCCO 网络模型是基于 k -派系社区结构设计的,因此本文首先介绍 k -派系(k -clique)社区结构的概念。

Luce 于 1950 年提出了 k -派系^[11]的概念。在提出此概念之前,他首先提出了几个定义。一个从元素 i 到元素 j 的 k -链被定义为以元素 i 为头,元素 j 为尾的存在单向关系的 $k+1$ 个元素的有序集合。对于一个集合 M 的子集 C ,如果 C 中任意两个不同元素之间至少存在一条 q -链, q 小于等于 k ,则称 C 是 k -链接的。集合 M 中一个包含 3 个或 3 个以上元素的子集合 C 被称之为一个 k -派系,当且仅当 C 是 k -链接的且不是 M 的任何一个 k -链接子集的真子集。从定义可知 k -派系的性质:

(1) 如果 C 是一个 k -派系,对于所有大于等于 k 的整数 q 来说, C 是一个 q -派系的子集。

(2) 每个派系都是一个 k -派系的子集。 k 大于等于 1,小于等于 m , m 为集合 M 元素的个数,派系和 1-派系在结构上是等价的。

通过在移动对等网络中构建具有 k -派系社区结构的覆盖网络,可以保证该网络具有较高的聚集系数和较短的平均路径长度,从而表现出小世界特征。

1.2 模型总体描述

本文以 k -派系为基本单位构建了一个具有 k -派系社区结构的非结构化覆盖网——KCCO 网络。在 KCCO 网络中,每个节点只属于一个 k -派系。

定义 1: 每个 k -派系形成时的初始节点称之为中心节点。当 k 为奇数时,中心节点有多个,形成的子图为完全子图。

定义 2: 邻居节点中包含不同 k -派系节点的节点称之为外联节点。

KCCO 网络中每个节点都拥有该节点所在 k -派系中所有节点的资源列表,也就是说,每个节点都管理着该节点所在 k -派系中所有节点的资源。

为了访问不同 k -派系的资源,每个节点都有一张外联节点列表,记录了其所在 k -派系中所有外联节点地址。如果外联节点的数量小于某个阈值 t_w ,其所在 k -派系内所有非中心节点发送一条外联消息与其他 k -派系节点进行联系,直到形成新的 $t_w - t_0$ 个外联节点, t_0 为当前外联节点个数, $t_0 \geq 1$ 。

当某个外联节点退出或者失效时,也会触发这一过程。

图 1 为一个基于 k -派系社区结构的 KCCO 网络结构示意图。图中每个圆圈代表了一个节点,圆圈旁的数字代表了节点的 ID。图 1 中 1 至 10 号节点由 1 个 3-派系组成,11 至 17 号节点构成了一个 2-派系。黑色节点为中心节点,灰色节点为外联节点。实线表示同 k -派系节点内链接,虚线表示相邻 k -派系节点间链接。

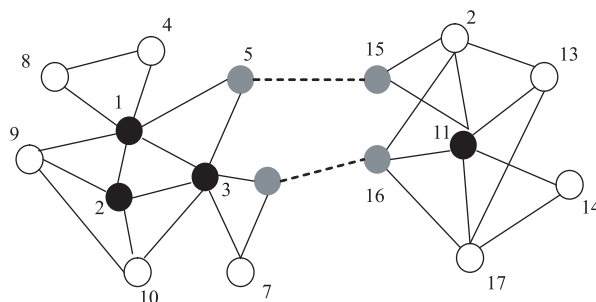


图 1 KCCO 网络结构示意图

1.3 节点的加入与 k -派系的形成

每一个新加入的节点 p 首先根据自身的处理能力和网络带宽等情况计算节点初始状态值 S ,然后根据 S 确定最大节点度数 $d_{\max}$,最后发送新加入消息以获取 KCCO 网络中已存在节点的回应。 S 的计算如

$$S = \frac{2\arctan(\alpha c \cdot \beta m \cdot \gamma b \cdot \delta n)}{\pi} \quad (1)$$

式所示,其中 c 为节点运算能力值, m 为节点存储能力值, b 为节点当前电量, n 为节点当前网络带宽, $\alpha, \beta, \gamma, \delta$ 为权值, $\alpha + \beta + \gamma + \delta = 1, 0 \leq S < 1$ 。

如果在规定时间内没有收到任何节点的回应,该节点将自身状态设定为中心节点,跳数 $j=0$,指定社区号 c ,根据最大节点度 $d_{\max}$ 确定 k 的值, $k < d_{\max}$,所在 k -派系中心节点数 $j_0 = 1$ 。自身的动态状态值 S_r 的计算式为

$$S_r = S + j \quad (2)$$

根据目标节点 p_y 回应的 k_y 值,确定不同的节点加入规则。

当 k_y 为偶数时: $c_x = c_y, k_x = k_y, j_{0x} = j_{0y}, j_x = j_y + 1$ 。将 p_y 和 p_y 回应的 f 个邻居节点加入自身的邻居节点列表 l_{nx} ,将自身资源索引加入派系资源索引列表 l_r 。将自身节点信息和更新的派系资源索引列表发送给目标节点 p_y 。将接受的外联节点列表 l_w 保

存至本地,将邻居节点列表按节点的动态状态值进行降序排序。其中 $f < d_{\max} - 1$ 。

当 k_y 为奇数时:若目标节点 p_y 为中心节点且其 $j_0 < k$, p_x 设为中心节点, $j_x = 0$, $c_x = c_y$, $k_x = k_y$, $j_0 = j_0 + 1$ 。将 p_y 和 p_y 回应的所有邻居节点加入自身的邻居节点列表 l_{nx} ,将自身资源索引加入派系资源索引列表 l_r 。将自身节点信息和更新的派系资源索引列表以及 j_0 发送给目标节点。将接受的外联节点列表 l_w 保存至本地,将邻居节点列表按节点的动态状态值进行降序排序。否则处理规则同 k 为偶数时的处理规则。

每个 KCCO 网络中收到加入消息的节点 p_y 按照以下规则进行加入消息的回应:

(1) 如果节点 $d_y = d_{\max}$, 或 $j_y = k_y/2$, 对加入消息不予回应。

(2) 否则,首先发送本节点的节点动态状态值 S_{ry} 发送给新加入节点,待收到对方确认消息后,将本节点的节点 ID,跳数 j_y ,社区号 c_y , k_y , j_0 , 节点列表中前 f 个节点信息,派系资源索引列表 l_r , 外联节点列表 l_w 发送给请求回应的新加入节点。

当网络初始为空, $k=3$, $f=1$ 时节点加入过程如图 2 所示。

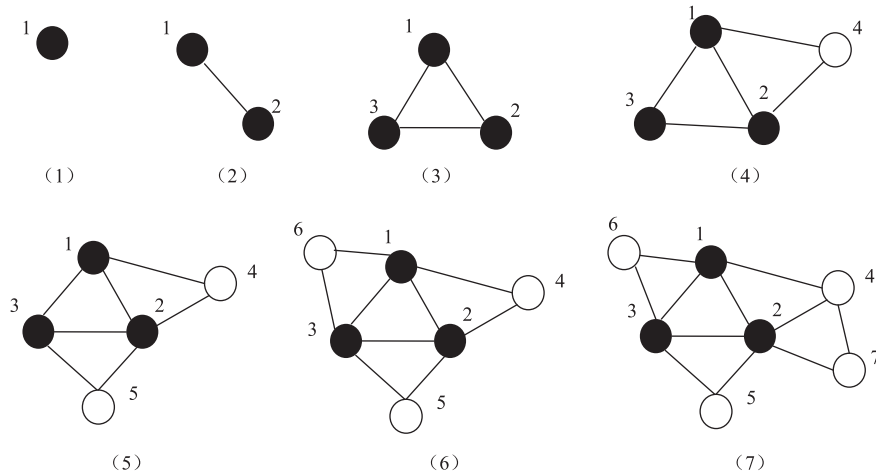


图 2 KCCO 网络节点加入过程示意图

1.4 外联节点列表的生成和维护

当 k -派系刚刚形成时,外联节点列表是空的。所有非中心节点发送一条外联消息与其他 k -派系节点进行联系,消息的 TTL 值与发送节点的动态状态值成正比,且不小于 $k/2$ 。得到其他 k -派系节点回应的节点将其加入邻居节点列表并由此成为外联节点,更新外联节点列表后通过改进的闲谈 (Gossip) 协议发送给同 k -派系内其他节点。当外联节点数量达到阈值以上时,主动外联过程结束。

当 k -派系外联节点数量低于某阈值时,该 k -派系所有非中心节点开始一个主动外联过程直至外联节点数量高于该阈值为止。

1.5 节点的退出与失效

非中心节点 p_x 退出 KCCO 网络时,发送一条退出消息给同 k -派系内所有邻居节点,消息中包括节点 ID、 j_x 及邻居节点中动态状态值最大的节点 p_y 的 ID 及其跳数 j_y 。 p_x 的所有邻居节点将 p_x 从邻居节点列表中删除后重新计算跳数,如果跳数发生变

化,则将 p_y 加入邻居节点列表,并触发拓扑控制过程。 p_x 退出的信息被其邻居节点以改进的 Gossip 协议进行广播,通知同 k -派系内其他节点删除派系资源列表中 p_x 的资源索引。

中心节点 p_z 退出 KCCO 网络时,发送一条退出消息给同 k -派系内所有邻居节点,消息中包括节点 ID j_z 及邻居节点中动态状态值最大的节点 p_y 的 ID 及其跳数 j_y 。 p_z 的所有邻居节点收到消息后,首先判断 j_0 的值:

(1) $j_0 > 1$:其他中心节点将 p_z 从邻居节点列表中删除。所有非中心邻居节点将 p_z 从邻居节点列表中删除,将 p_y 加入邻居节点列表并触发拓扑控制过程。 p_z 退出的信息被其邻居节点以改进的 Gossip 协议进行广播,通知同 k -派系内其他节点删除派系资源列表中 p_z 的资源索引并执行 $j_0 = j_0 - 1$ 。

(2) $j_0 = 1$: p_y 将自身节点状态设为中心节点, $j_y = 0$,将 p_z 从邻居节点列表中删除,发送跳数给其所有邻居节点。 p_z 其他邻居节点将 p_z 从邻居节点

列表中删除后将 p_y 加入邻居节点列表并触发拓扑控制过程。 p_z 退出的信息被其邻居节点以改进的 Gossip 协议进行广播,通知派系内其他节点删除派系资源列表中 p_z 的资源索引。

KCCO 网络中所有邻居节点间通过心跳机制进行节点失效检测。如果在规定时间内 p_x 的某个邻居节点 p_y 的心跳数没有增加, p_x 认定节点 p_y 已经失效。

(1) p_y 为非中心节点: p_x 将 p_y 从邻居列表中删除,并触发拓扑控制过程。 p_x 系统通过改进的 Gossip 协议广播 p_y 失效的信息,以便删除派系资源列表中 p_y 的资源索引。

(2) p_y 为中心节点且 $j_0 > 1$: 除 p_y 以外的其他所有中心节点将 p_y 从邻居节点列表删除。 $j_x = 1$ 的邻居节点 p_x 将 p_y 从邻居节点列表中删除,并触发拓扑控制过程。系统通过改进的 Gossip 协议广播 p_y 失效的信息,以便删除派系资源列表中 p_y 的资源索引,并执行 $j_0 = j_0 - 1$ 。

(3) p_y 为中心节点且 $j_0 = 1$: 节点动态状态值最大的邻居节点 p_x 将自身节点状态设为中心节点, $j_x = 0$ 。将 p_y 从邻居节点列表中删除,发送自身信息及 p_y 失效信息给其 k -派系内所有其他节点。收到 p_x 消息的邻居节点将 p_y 从邻居列表中删除,将 p_x 加入邻居列表。系统通过改进的 Gossip 协议广播 p_y 失效的信息,以便删除派系资源列表中 p_y 的资源索引。

当 $j_0 = 1$ 时,每个 p_y 的邻居节点都将 p_y 所有其他邻居节点加入自身邻居节点列表,以确保当 p_y 失效时派系不会被分割。

1.6 网络拓扑控制

所有非中心节点当邻居节点列表信息发生更新时重新计算自身跳数:

(1) 如果新跳数比原跳数小,将跳数更新后把新跳数发送给其所有邻居节点。

(2) 如果新跳数比原跳数大 1,则依次向所有与自身原跳数相同的邻居节点发送请求,直至找到比原跳数小的节点加入邻居节点列表为止。若遍历所有相同跳数邻居节点无法找到比原跳数小的节点,该节点广播发送请求信息以寻找一个小于原跳数的同 k -派系节点加入邻居节点列表。如果在规定时间内没有得到同 k -派系任何节点的回应,该节点发送新加入请求重新加入 KCCO 网络。

(3) 如果新跳数比原跳数大 2,该节点广播发送请求信息以寻找一个小于等于原跳数的同 k -派系节点加入邻居节点列表。收到请求信息的相同跳数

节点直接用小于自身跳数的邻居节点信息进行回应。如果在规定时间内没有得到同 k -派系任何节点的回应,该节点发送新加入请求重新加入 KCCO 网络。

k -派系内任何节点的跳数发生改变时,重新计算节点动态状态值,并发送给其所有邻居节点以对邻居节点列表重新排序。

k -派系内任何节点的邻居节点数量小于 $f+1$ 时,依次向邻居节点发送请求,将其邻居节点中动态状态值最大节点加入到自身邻居节点列表中(如果该节点不在邻居节点列表中的话),直至邻居节点列表数量大于等于 $f+1$ 为止。

2 模型分析

根据对上述动态模型描述,可知 KCCO 网络是由多个不同 k 值的 k -派系所组成,并通过主动外联过程来建立不同 k -派系之间的联系。

2.1 节点加入算法正确性证明

定理 1: 在没有节点退出或失效的情况下 KCCO 网络节点加入算法形成的子图是一个 k -派系。

证明: 当 k 为偶数时,每个节点新加入时都至少和中心节点有一条路径,且路径长度小于等于 $k/2$ 。通过拓扑调整过程,每个节点的跳数实际上就是与中心节点的最短路径长度。当跳数等于 $k/2$ 时,该节点停止接收新邻居节点。所以当节点加入过程结束时,子图内任意节点与中心节点的距离小于等于 $k/2$ 。因此子图内任意两个节点间距离小于等于 $k/2 + k/2 = k$ 。由 k -派系性质可知该子图为 k -派系。

当 k 为奇数时,每个节点新加入时都至少和中心节点有一条路径,且路径长度小于等于 $k/2$ 。通过拓扑调整过程,每个节点的跳数实际上就是与中心节点的最短路径长度。当跳数等于 $k/2$ 时,该节点停止接收新邻居节点。所以当节点加入过程结束时,子图内任意节点与中心节点的距离小于等于 $k/2$ 。由于中心节点间是全联通的,因此同一派系间任意两个节点间距离小于等于 $k/2 + k/2 + 1 = k$ 。由 k -派系性质可知该子图为 k -派系。

综上所述,该定理得证。

2.2 节点资源查询时间复杂度

假设在时刻 t 时, KCCO 网络节点总数为 n , 网络内共有 m 个 k -派系, 则每个 k -派系内平均节点数为 n/m 。当一个节点发起一个资源查询请求

时,如果该节点所在 k-派系资源列表内有要查找的资源信息,该节点在 $O(1)$ 时间内即可得到资源所在节点信息。在最坏情况下,该节点的查询请求遍历整个网络的 k-派系后才得到,时间复杂度为 $O(m)$ 。

假设 KCCO 网络中节点的最大度数为 d_m ,所有 k-派系的 k 值均为 k_a ,则单个 k-派系的最大节点数 n_m 当 k_a 为 2 或 3 时有

$$n_m = 1 + d_m \quad (3)$$

当 k_a 为大于 2 的偶数时有

$$n_m = 1 + d_m + d_m(d_m - 1)^{(k_a-2)/2} \quad (4)$$

当 k_a 为大于 3 的奇数时有

$$n_m = k_a + (d_m - k_a + 1)(d_m - 1)^{(k_a-3)/2} \quad (5)$$

在最坏情况下,资源查询时间复杂度为

$$O(m) = O(n/n_m) \quad (6)$$

3 仿真实验结果与分析

为了验证 KCCO 在移动网络中的性能,以及 KCCO 中各个参数对具体网络环境的优化设置,本文选择在 Peerfactsim^[12] 模拟器上对 KCCO 网络进行模拟,并选择了 GIA^[13] 和 M-GIA^[14] 网络模型进行网络性能对比实验。GIA 和 M-GIA 网络的设置参数如表 1 所示。

表 1 GIA、M-GIA 网络模型配置参数

参数名称	参数值
最大邻居数	50
最小邻居数	10
更新消息间延迟	60s
发送消息最大 TTL	10
消息丢弃时间	180s
邻居失效时间	250s
令牌发布间隔	5s

3.1 平均查询时间

为了验证在移动环境下的系统性能,本文对系统的平均查询时间进行了实验。节点的移动速度从 1m/s 增加到 9m/s 时,GIA、M-GIA 与 KCCO 网络的平均查询时间如图 3 所示。节点数从 200 到 1000 时三种网络模型的平均查询时间如图 4 所示。

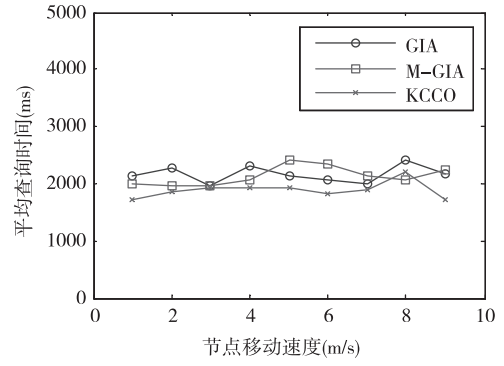


图 3 不同移动速度下的平均查询时间

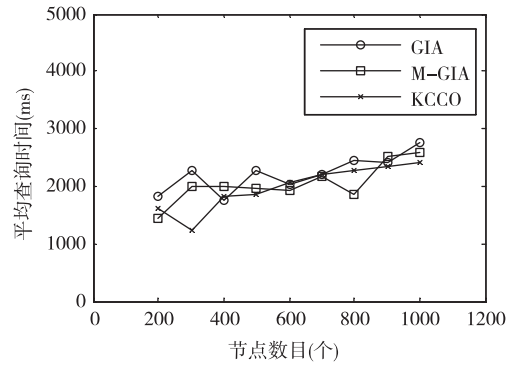


图 4 不同节点数目下的平均查询时间

3.2 平均查询成功率

除了查询时间之外,平均查询成功率也是一个重要的性能指标。通过实验,可以看到在不同的节点移动速度情况下 KCCO 网络的平均查询成功率比其他两种网络提升了 2 倍左右。网络节点数为 500 时不同节点移动速度下的平均查询成功率见图 5。不同节点数目情况下三种网络的平均查询成功率见图 6。

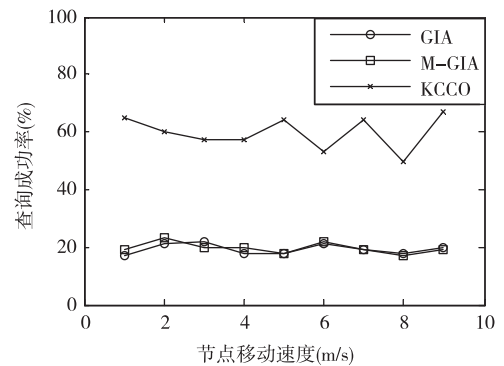


图 5 不同移动速度下的平均查询成功率

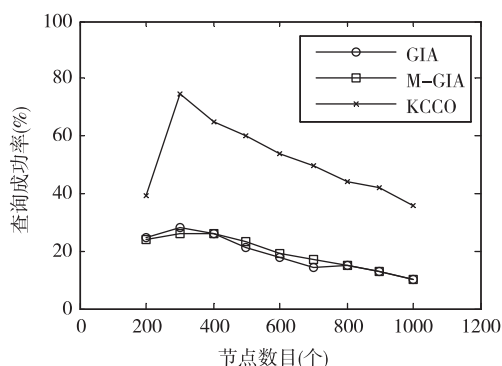


图 6 不同节点数目下的平均查询成功率

3.3 平均跳数

在验证了查询时间和查询成功率之后,本文对查询成功的平均跳数进行仿真。在不同的节点移动速度情况下,KCCO 网络的平均跳数都比 GIA 和 M-GIA 网络高 20% 左右。三者在不同节点移动速度情况下的平均跳数见图 7 所示。

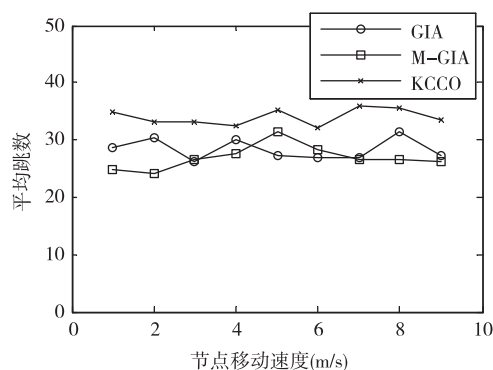


图 7 不同移动速度下的平均跳数

不同节点数目情况下三种网络的平均跳数见图 8。

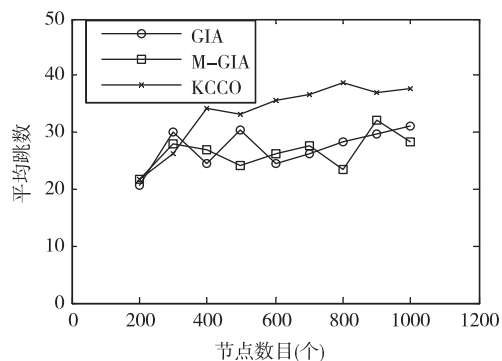


图 8 不同节点数目下的平均跳数

3.4 实验结果分析

通过以上实验可知,KCCO 网络在查询时间保持较低的情况下,得到了比 GIA 和 M-GIA 网络高 2 倍左右的查询成功率,极大地提高了系统的可用性。KCCO 网络查询成功的平均跳数比较高而平均查询时间仍然较低的主要原因是 KCCO 网络的 k-派系结构使得查询消息的传递多在邻近节点间进行,而 GIA 网络则随着节点的移动有可能在距离较远的节点间传递查询消息,从而延长了查询时间。M-GIA 网络的改进策略有效降低了查询成功的平均跳数,但随着节点移动速度的增加,通过节点 ID 来计算的网络距离明显失真,增加了平均查询时间。

4 结 论

移动网络中的非结构化覆盖网络虽然能够较好的适应节点移动所造成的物理拓扑变化和由于节点失效引起的扰动,但查询成功率由于查询方式而难以提高。KCCO 网络基于 k-派系社区结构构造非结构化覆盖网,提出了新的节点加入、退出及失效算法,并在模拟平台上对其算法和性能进行了验证。仿真结果表明,KCCO 网络能够有效地适应移动网络环境,在保持平均查询时间较短的条件下大幅度提升了查询成功率。下一步需要对 KCCO 网络中的查询算法进行改进,进一步降低查询成功的平均跳数。

参考文献

- [1] Stoica I, Morris R, Liben-Nowell D, et al. Chord: A scalable peer-to-peer lookup service for Internet applications. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2003, 11(1): 17-32
- [2] Shah N, Qian D P, Wang R. An efficient overlay for unstructured P2P file sharing over MANET using underlying cluster-based routing. *KSI Transactions on Internet and Information Systems*, 2010, 4(5): 799-818
- [3] Shah N, Qian D P. A new cross-layer unstructured P2P file sharing protocol over mobile ad hoc network. In: *Proceedings of the 2010 International Conference on Advances in Computer Science and Information Technology*, Miyazaki, Japan, 2010. 250-263
- [4] Kacimi M, Yétongnon K, Ma Y H, et al. HON-P2P: A cluster-based hybrid overlay network for multimedia object management. In: *Proceedings of the 11th International Conference on Parallel and Distributed Systems*, Fukuoka, Japan, 2005. 578-584

- [5] Hu C L, Kuo T H. A hierarchical overlay with cluster-based reputation tree for dynamic peer-to-peer systems. *Journal of Network and Computer Applications*, 2012, 35 (6):1990-2002
- [6] Nayeem G M, Habib M A, Daiyan G M. A new efficient approach for peer-to-peer file searching in mobile ad-hoc network. *International Journal of Computer Science Issues*, 2012, 9(2):321-327
- [7] Li H, Bok K S, Yoo J S. A cluster based mobile peer to peer architecture in wireless ad hoc networks. In: proceedings of the 20th ACM international conference on Information and knowledge management, Glasgow, UK, 2011. 2393-2396
- [8] 王仕果, 纪红. 具有动态拓扑感知的无线自组对等网. 控制与决策, 2010, 25(4):619-622
- [9] Gottron C, König A, Steinmetz R. A cluster-based locality-aware mobile peer-to-peer architecture. In: proceedings of the 8th International Workshop on Mobile Peer-to-Peer Computing, Lugano, Switzerland, 2012. 643-648
- [10] Li X, Ji H. Scalable peer-to-peer resource discovering scheme for wireless self-organized networks. *Journal of China Universities of Posts and Telecommunications*, 2009, 16(2):47-52, 57
- [11] Luce R D. Connectivity and generalized cliques in sociometric group structure. *Psychometrika*, 1950, 15(2):169-190
- [12] Stingl D, Groß C, Rückert J, et al. Peerfactsim. kom: A large scale simulation framework for peer-to-peer systems. In: Proceedings of the 2011 International Conference on High Performance Computing & Simulation, Istanbul, Turkey, 2011. 577-584
- [13] Yatin C, Sylvia R, Lee B, et al. Making Gnutella like P2P systems scalable. In: Proceedings of the Conference on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols for Computer Communications, Karlsruhe, Germany, 2003. 407-418
- [14] Han D D, Zhang J. An optimized Gnutella-like P2P protocol in mobile networks. *Journal of Networks*, 2012, 7(9):1464-1471

A mobile P2P overlay network based on k -clique communities

Zhang guoyin^{*}, Li Jun^{**}, Wang Xianghui^{*}

(^{*} College of Computer Science and Technology, Harbin Engineering University, Harbin 150001)

(^{**} School of Mathematics and Computation Science, Anqing Normal University, Anqing 246011)

Abstract

In order to implement a P2P overlay in mobile networks, a method for construction of k -clique communities overlay(KCCO) networks is proposed based on the analysis of the existing techniques for constructing overlay networks. The method constructs k -clique communities with different k value according to the nodes' order for joining the overlay, and uses contact nodes to link distinct k -clique communities. Some new dynamic node algorithms for joining, leaving and crashing of the nodes and construction of k -cliques are given. Meanwhile, KCCO keeps adjusting the topology of overlay by using the topology control process and two inter-clique connection processes. The simulation result indicates that KCCO can be very adaptive for mobile networks. It can achieve high query success ratio within low average query time.

Key words: mobile peer-to-peer networks, complex networks, k -clique, overlay networks, GIA, M-GIA, k -clique communities overlay(KCCO)