

## 基于二维 P2P 的多环资源发现协议族

司鹏搏 纪红 乐光新

(北京邮电大学泛网无线通信教育部重点实验室 北京 100876)

**摘要:** Chord 中的所有节点可视作分布在一维空间中, 形成单一的环。针对移动 Ad hoc 网络, 该文提出二维 P2P 的概念, 将所有节点视作分布在二维平面内, 允许多个可灵活配置的环存在, 并提供冗余查询路径。基于此概念, 该文还提出多环二维 P2P 资源发现协议族, 并给出协议族中可行的环配置方案, 证明其在网络直径和度性能上的改善。仿真结果表明, 合理的配置环能明显改善基于移动 Ad hoc 网络的 P2P 查询性能。

**关键词:** 移动 Ad hoc 网络; P2P; 资源发现协议; Chord 环; 二维 P2P

**中图分类号:** TP393

**文献标识码:** A

**文章编号:** 1009-5896(2009)03-0702-05

## Multi-Ring Lookup Protocol Family Based on Bi-Dimensional P2P

Si Peng-bo Ji Hong Yue Guang-xin

(Key Lab of Universal Wireless Communications, Ministry of Education,  
Beijing University of Posts and Telecommunications, Beijing 100876, China)

**Abstract:** All nodes in Chord can be viewed as being placed into a one-dimensional ring. In this paper, a novel concept of bi-dimensional P2P is introduced for mobile Ad hoc networks, in which nodes are placed into a square, so that more than one configurable ring can be created, and redundant lookup routes can be provided. Based on the concept, the multi-ring bi-dimensional P2P lookup protocol family is proposed. Applicable ring-configuration examples are provided and the performances are analyzed. Simulation results prove the performance improvement of the protocol family compared with Chord like protocols.

**Key words:** Mobile Ad hoc network; Peer-to-Peer network; Lookup protocol; Chord ring; Bi-dimensional P2P

### 1 引言

随着 P2P 业务的飞速发展及移动 Ad hoc 网络的广泛应用, 如何针对移动 Ad hoc 网络中的大规模 P2P 应用设计具有高可扩展性的资源发现协议成为了目前的研究热点。在哈希空间大小为  $N$  的 P2P 网络中使用 Chord<sup>[1]</sup>、Pastry<sup>[2]</sup>、Tapestry<sup>[3]</sup> 等结构化 P2P 资源发现协议时, 每次资源查询的平均跳数为  $O(\log N)$ , 优于使用 Gnutella<sup>[4]</sup> 等非结构化协议时的平均跳数<sup>[5]</sup>。

Chord 协议具有高可扩展性、鲁棒性及负载均衡功能, 且路由表(finger table)较小, 因此广泛应用在大规模 P2P 网络中。文献[5]定义了网络直径(network diameter)和度(degree)的概念, 分别表示资源查询时的最大跳数, 以及每个节点所存储的路由表的平均大小。假设哈希空间所有的值对应的节点都存在, 则 Chord 的网络直径和度都是  $\log N$ , 平均跳数是  $\log N/2$ 。本文中跳数的定义与文献[5]相同, 均为 P2P 覆盖层的概念。Chord 具有一致性<sup>[6]</sup>, 可以保证 P2P 协议的实际实现中没有节点拥塞(node congestion), 因而是

协议设计的关键性质之一<sup>[5]</sup>。如果不考虑一致性的要求, P2P 网络的主要性能指标(网络直径、度和平均跳数)可以得到更大的改善<sup>[7, 8]</sup>, 但将遇到具体实现的问题。

文献[5]的作者给出了类 Chord 协议的网络直径与度之间的关系, 指出这两方面的性能间存在折中, 但目前实用的结构化 P2P 协议都不能达到最优的折中曲线。文献[5]的另一贡献在于提出了一种新的协议, 假设哈希空间中所有的值对应的节点都存在时, 相比底为 2 的 Chord, 此协议能够将网络直径和度都降低 21.4%, 但平均跳数增加 22.7%。文献[6]提出了基于斐波那契数列的 F-Chord 协议。在同样的节点都存在的假设下, 对于任一  $\alpha$ , F-Chord( $\alpha$ ) 的直径为  $0.72021 \log_2 N$ ; F-Chord(1) 的度是  $1.44042 \log_2 N - 2$ , 平均跳数是  $0.39812 \log_2 N$ 。文献[9]引入了混合 Chord 的概念, 将多个 Chord 环互相重叠, 引入路由信息的冗余以减小平均跳数。文献[10]中的双 Chord 环将平均跳数减小了 11%, 但同样引入了冗余, 且缺乏灵活性和可配置性。文献[11, 12]中的基于下层网络结构的 P2P 协议有更好的资源发现性能, 但只能适用于特定的网络。上述协议均将一维空间中的环作为的查询路径, 仅对 Chord 的路由表建立、环个数的初步改进。一维空间限制了环的可配置性, 因而限制了网络可达到的性能。

2007-11-05 收到, 2008-04-25 改回

国家 863 计划项目(2007AA01Z221)和国家自然科学基金(60672124)资助课题

本文引入了二维 P2P 的概念, 假设哈希空间中所有的值对应的节点都存在<sup>[5]</sup>, 提出了多环二维 (Multi-Ring Bi-Dimensional, MRBD) P2P 资源发现协议族。将 P2P 网络中的  $2^m$  个节点看作分布在  $2^{m/2} \times 2^{m/2}$  的平面上, 每一个节点可属于多个不同的环。为与 Chord 比较, 保证 MRBD 的度不大于 Chord, 给出了 MRBD 中各个协议的度的计算方法, 并以三环协议 MRBD-3 为例, 计算了网络直径。理论计算表明, 底为 3、每个节点属于 3 个环的 MRBD (记作 MRBD-3(3)) 的度比 Chord 小 5.4%, 网络直径小 37%; MRBD-3(3) 的度比 F-Chord(1) 小 34.3%, 网络直径小 12.4%; MRBD-3(4) 的度和网络直径都比文献[5]中提出的协议小 4.63%。蒙特卡洛仿真同样验证了 MRBD 在度、网络直径和平均跳数性能上优于典型的类 Chord 协议。同时 MRBD 还能提供冗余的查询路径, 以进一步增强查询的可靠性。相对于有线网络, 移动 Ad hoc 网络资源有限, 节点加入退出网络频繁, 路由失效快。MRBD 的冗余查询路径以及较小的度、网络直径可以减少 P2P 路由表维护的开销, 增强无线环境下 P2P 资源发现的效率和成功率。针对实际应用中哈希空间中所有的值所对应的节点不可能都存在的情况, 本文还给出了 MRBD 的改进协议 MRBDPA (MRBD for Partial Active nodes), 并通过仿真验证了其性能。MRBD 提供了高度的灵活性。不同的 MRBD 环配置方案可以提供不同的性能, 以及性能之间的折中。通过优化环的配置以进一步提升 MRBD 的性能, 可作为 P2P 资源发现协议的新的研究领域。

## 2 二维 P2P

Chord<sup>[1]</sup> 中的节点是按照 IP 地址的哈希值为序分布在一维环上的。每个节点存有路由表 (finger table), 其表项为位于本节点之后的第  $l^0$  个, 第  $l^1$  个, 第  $l^2$  个... 节点的 IP 地址和 IP 地址的哈希值的对应关系。 $l$  称为底, 在 Chord 中取 2。称发起查询的节点为查询源节点, 称存有所需查找资源的信息的节点为查询目的节点。查询源节点首先对资源名称做哈希变换并询问其路由表中最接近此哈希值的节点 (完成第 1 跳), 再由此最接近的节点继续其路由表中最接近目的节点 (完成第 2 跳), 如此反复, 直到找到查询目的节点。节点中路由表的大小称为度, 查询最大跳数称为网络直径<sup>[5]</sup>。

设哈希空间为  $\{0, 1, \dots, 2^m - 1\}$ , 其中  $m$  为偶数。为分析方便, 采纳文献[5]中的假设, 即哈希空间中所有的值所对应的节点都存在。将所有节点视作分布在  $2^{m/2} \times 2^{m/2}$  的平面上, 称这样的节点分布为二维 P2P, 如图 1 所示。图 2 表示了二维 P2P 中的 Chord 环。Chord 只有一个贯穿了所有节点的环, 每个节点的路由表都是沿此单一的环以 2 为底建立的。

令  $n_{i,j}$  表示行  $i$  列  $j$  的节点, 给出如下定义。

**定义 1** 对于任意  $a, b, c, d \in \{1, 2, \dots, 2^{m/2}\}$ ,  $n_{a,b}$  与  $n_{c,d}$  间的路径长度  $L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{c,d})$  定义为, 当取底  $l$  等于 Chord 环中

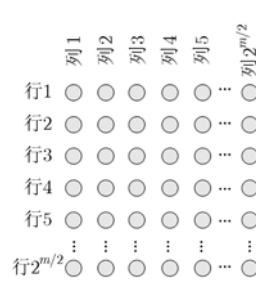


图 1 二维 P2P 的节点分布

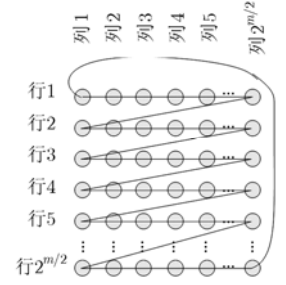


图 2 二维 P2P 中的 Chord 环

的节点个数  $N_{\text{ring}}$  时, 完成从  $n_{a,b}$  到  $n_{c,d}$  的查询所需要的跳数。

取底  $l = N_{\text{ring}}$ , 则所有节点的路由表都将只存储有所在环的下一个节点的信息。由图 2 可见, 在使用 Chord 协议的 P2P 网络中,  $n_{1,1}$  与  $n_{2^{m/2}, 2^{m/2}}$  之间的路径长度为  $L_{\text{path}}(n_{1,1}, n_{2^{m/2}, 2^{m/2}}) = 2^m - 1$ , 完成此查询所需要的跳数  $H(L_{\text{path}}(n_{1,1}, n_{2^{m/2}, 2^{m/2}}))$ , 亦即网络直径  $D_{\text{Chord}}(m)$  为

$$\begin{aligned} D_{\text{Chord}}(m) &= H\left(L_{\text{path}}\left(n_{1,1}, n_{2^{m/2}, 2^{m/2}}\right)\right) \\ &= \log_2\left(L_{\text{path}}\left(n_{1,1}, n_{2^{m/2}, 2^{m/2}}\right) + 1\right) = \log_2 2^m = m \quad (1) \end{aligned}$$

根据图 2 中二维 P2P 中节点的分布特点可以看出, 第 1 个和最后一个节点间的最短路径并非沿 Chord 环。如果建立从  $n_{1,1}$  经  $n_{2,2}, n_{3,3}, \dots$ , 到节点  $n_{2^{m/2}, 2^{m/2}}$  的路径, 其长度将大大小于上述分析中的路径长度。因此通过合理配置二维 P2P 中的环, 可以优化移动 Ad hoc 网络中 P2P 的查询性能。

## 3 多环二维资源发现协议族

### 3.1 环的配置

二维 P2P 允许多个环存在。本文将环的个数选择、查询路径走向选择、每个环的底选择合称为环的配置。不同的环配置组成了协议族, 称为多环二维 P2P 资源发现协议族 MRBD。MRBD 协议中的每个节点都属于多个环, 但环不一定包含网络中所有节点。图 3 为 MRBD 协议族中环配置方案例子。

其中查询路径表示环的走向。处在查询路径上的节点包含在相应的环中; 对于图 3(c) 和图 3(d) 中的查询路径 2, 从每一行中选择一个最接近查询路径的节点, 将其包含在相应的环中; 对于图 3(c) 中的查询路径 3 和图 3(d) 中的查询路径 4, 从每列中选择一个最接近查询路径的节点, 将其包含在相应的环中。称每个节点属于  $P$  个环、底为  $l$  的协议为 MRBD- $P(l)$ 。为简单起见, 图 3 只画出了通过节点  $n_{1,1}$  的环。其他节点所属的环通过同样的方法建立。

MRBD 是基于 Chord 的, 同样具有一致性。即, 在有  $2^m$  个节点的 P2P 网络中, 当且仅当节点  $n_{(x_1+z_1) \bmod 2^{m/2}, (x_2+z_2) \bmod 2^{m/2}}$  与  $n_{(y_1+z_1) \bmod 2^{m/2}, (y_2+z_2) \bmod 2^{m/2}}$  连接时, 节点  $n_{x_1, x_2}$  与  $n_{y_1, y_2}$  相连

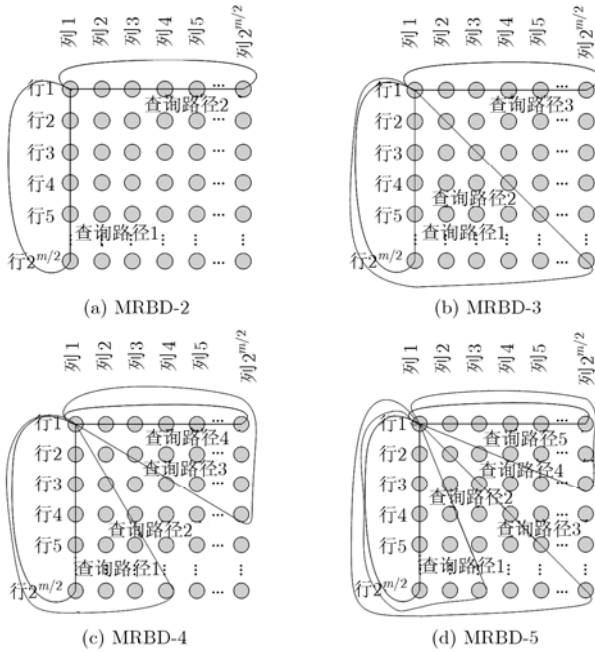


图3 MRBD 协议中的环配置示例

接。其中  $x_1, x_2, y_1, y_2, z_1, z_2 \in \{1, 2, \dots, 2^{m/2}\}$  [5]。因此, 不失一般性, 后文假设所有的查询请求都由节点  $n_{1,1}$  发起。

### 3.2 路由表和路由策略

MRBD 中的节点为每个包含本节点的环建立一个路由表, 因此其存储的路由表的个数与通过每个节点的环的个数  $P$  相等。每个路由表建立和维护方法与 Chord 相同。引入另一种表示 P2P 网络中节点的方法: 将节点  $n_{1,1}$  的环  $p$  上的所有节点按与节点  $n_{1,1}$  的距离由近到远排序, 其中第  $t$  个节点表示为  $m_{p,t}$ 。则取底为  $l$  时, 节点  $n_{1,1}$  中对应的环  $p$  的路由表所包含的节点为:  $m_{p,1}, m_{p,2}, \dots, m_{p, \lfloor \log_l 2^{m/2} \rfloor}$ 。所有路由表的大小均为  $\log_l 2^{m/2}$ 。因此, MRBD- $P(l)$  中每个节点的路由表总大小(度)为  $P \log_l 2^{m/2}$ 。

Chord 中的每个节点以 2 为底维护一个路由表, 其路由表大小(度)为  $\log_2 2^m$ 。为与 Chord 比较性能, 保证 MRBD- $i(l)$  的度不大于 Chord, 则  $l$  需要满足  $P \log_l 2^{m/2} \leq \log_2 2^m = m$ , 故  $l \geq 2^{P/2}$ 。向上取整,

$$l = \left\lceil 2^{P/2} \right\rceil \quad (2)$$

查询源节点为节点  $n_{1,1}$ , 查询目的节点为  $n_{d_1, d_2}$  时, 源节点需要首先搜索其存储的所有路由表, 找到满足  $i_1 \leq d_1, i_2 \leq d_2$ , 且与  $n_{d_1, d_2}$  间路径长度  $L_{\text{path}}(n_{i_1, i_2}, n_{d_1, d_2})$  最短的节点  $n_{i_1, i_2}$ 。然后  $n_{i_1, i_2}$  按同样的方法查询, 直至找到查询目的节点。MRBD 的其他操作与 Chord 相同。

### 3.3 MRBDPA

在 P2P 网络的实际应用中, 哈希空间中所有的值对应的节点不可能都实际存在。在这种情况下, 如果仍然按照 Chord 中“寻找下一个存在的节点”的方法建立路由表, 将导致查

询某些节点时需要经过较长的路径。这是因为查询源节点和查询的目的节点可能不在同一个环上, 通过查询源节点的环上节点缺失, 查询请求将直接跳到后面的节点, 而漏失与源节点间路径长度更近的节点。

针对这种情况, 需要对 MRBD 的路由表建立做出改进, 将漏失的节点加入路由表中。称此改进协议为 MRBDPA (MRBD for Partial Active nodes)。节点建立路由表的步骤如下:

(1) 为所有  $P$  个环按照与 Chord 相同的方法建立路由表, 并称按照列的方向建立的路由表为  $FT_1$ , 按照行的方向建立的路由表为  $FT_P$ 。初始化令  $k = 2$ 。

(2)(a) 找第  $k$  行中最接近  $n_{1,1}$  的节点  $n_{i(k), j(k)}$ , 如果  $i(k)$  小于  $n_{1,1}$  的所有路由表中的任何一个节点的行号, 或  $j(k)$  小于  $n_{1,1}$  的所有路由表中的任何一个节点的列号, 把  $n_{i(k), j(k)}$  加入  $FT_1$ 。(b) 找第  $k$  列中最接近  $n_{1,1}$  的节点  $n_{i(k), j(k)}$ , 如果  $i(k)$  小于  $n_{1,1}$  的所有路由表中的任何一个节点的行号, 或  $j(k)$  小于  $n_{1,1}$  的所有路由表中的任何一个节点的列号, 把  $n_{i(k), j(k)}$  加入  $FT_P$ 。

(3) 令  $k = k + 1$ 。

(4)(a) 循环(2)(a), 直到  $k$  大于  $FT_P$  中列号最小的节点的最小的行号。(b) 循环(2)(b), 直到  $k$  大于  $FT_1$  中行号最小的节点的最小的列号。

按照上述步骤建立的路由表, 可以保证查询时不会跳过与  $n_{1,1}$  距离更近的目的节点。但同时路由表增大导致了路由表维护开销的增加。

## 4 性能分析和仿真结果

### 4.1 MRBD-2(2)的网络直径和度

为简单起见, 本文先以 MRBD-2 为例, 分析其网络直径和度。仍假设哈希空间中所有的值所对应的节点都存在。保证 MRBD-2 的度不大于 Chord, 根据式(6), 有  $l = 2$ 。则 MRBD-2(2) 的度  $S_{\text{MRBD-2}}(m, 2) = 2 \times \log_2 2^{m/2} = m$ , 与 Chord 相等。对于  $\forall i, j \in \{1, 2, 3, \dots, 2^{m/2}\}$ , 有  $\arg \max_{(i,j)} (L_{\text{path}}(n_{1,1}, n_{i,j})) = (2^{m/2}, 2^{m/2})$ , 且  $\arg \max_{(i,j)} (H(L_{\text{path}}(n_{1,1}, n_{i,j}))) = (2^{m/2}, 2^{m/2})$ 。使用 MRBD-2(2)、有  $2^m$  个节点时网络直径  $D_{\text{MRBD-2}}(m, 2) = \log_2 2^{m/2} + \log_2 2^{m/2} = m$ , 同样与 Chord 相等。

使用每个节点属于两个环的 MRBD-2(2) 协议的 P2P 网络可以获得与使用 Chord 时相同的网络直径和度的性能。MRBD-2 还提供了冗余路径, 允许查询源节点同时向两条路径发起查询请求。在移动 Ad hoc 网络中, 单一路径上的查询可能因为节点离网或路由表过时等原因而失败, 而多条路径上的查询同时失败的可能性要小得多。因此 MRBD-2 的多路径分集能够提高 P2P 资源发现的可靠性。

## 4.2 MRBD-3(3)的网络直径和度

MRBD-3 中存在从  $n_{1,1}$  到  $n_{2^{m/2}, 2^{m/2}}$  的直线路径, 而不需要绕经  $n_{1, 2^{m/2}}$  或  $n_{2^{m/2}, 1}$ , 这条路径将减小网络中最大的路径长度, 从而减小网络直径。首先给出 MRBD-3 中两节点间路径长度的计算方法:

**引理 1** 在使用 MRBD-3 的 P2P 网络中, 对于  $\forall a, b, c, d \in \{1, 2, \dots, 2^{m/2}\}$  且  $a \leq c, b \leq d$ 。

$$L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{c,d}) = \max(c - a, d - b) \quad (3)$$

容易验证此引理。

**定理 1** 在使用 MRBD-3( $l$ ) 协议的 P2P 网络中, 给定  $L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{c,d})$ , 则从节点  $n_{a,b}$  到节点  $n_{c,d}$  的查询所需经过的跳数  $H(L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{c,d})) \leq (l-1) \lceil \log_l L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{c,d}) \rceil + 1$ 。

**证明** 采用归纳法证明。第一步, 若  $L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{c,d})$  为小于  $l$  的任一正整数, 定理显然成立。第二步, 将证明对于任一给定的正整数  $k \leq m/(2 \log_2 l) - 1$ , 如果当  $L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{c,d})$  为小于  $l^k$  的任一正整数时定理成立, 那么当  $L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{c,d})$  为大于  $l^k$  小于等于  $l^{k+1}$  的任一正整数时, 定理同样成立。证明过程如下:

由路由表的特点, 有  $H(L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{a+b+l^k})) = H(L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{a+l^k, b})) = H(L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{a+l^k, b+l^k})) = 1$ , 由第 2 步的假设和引理 1, 因为对于  $\forall i, j \in \{1, 2, 3, \dots, l^k\}$ , 有

$$\begin{aligned} H(L_{\text{path}}(n_{a+l^k, b}, n_{a+l^k+i, b+j})) &\leq (l-1) \\ &\cdot \lceil \log_l L_{\text{path}}(n_{a+l^k, b}, n_{a+l^k+i, b+j}) \rceil + 1 \leq (l-1) \\ &\cdot \lceil \log_l \max(i, j) \rceil + 1 \leq (l-1) \lceil \log_l l^k \rceil + 1 = (l-1)k + 1 \end{aligned} \quad (4)$$

因此  $H(L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{a+l^k+i, b+j})) \leq H(L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{a+l^k, b})) + H(L_{\text{path}}(n_{a+l^k, b}, n_{a+l^k+i, b+j})) \leq (l-1)k + 1 + 1$ , 同理有  $H(L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{a+i, b+l^k+j})) \leq (l-1)k + 1 + 1$  及  $H(L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{a+l^k+i, b+l^k+j})) \leq (l-1)k + 1 + 1$ , 并且因为

$$\begin{aligned} H(L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{a,b+2 \times l^k})) &= H(L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{a+l^k, b+2 \times l^k})) \\ &= H(L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{a+2 \times l^k, b+2 \times l^k})) = H(L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{a+2 \times l^k, b+l^k})) \\ &= H(L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{a+2 \times l^k, b})) = 2 \end{aligned} \quad (5)$$

且(与式(4)的推导相同)  $H(L_{\text{path}}(n_{a,b+2 \times l^k}, n_{a+i, b+2 \times l^k+j}))$ ,  $H(L_{\text{path}}(n_{a+l^k, b+2 \times l^k}, n_{a+l^k+i, b+2 \times l^k+j}))$ ,  $H(L_{\text{path}}(n_{a+2 \times l^k, b+2 \times l^k}, n_{a+2 \times l^k+i, b+2 \times l^k+j}))$ ,  $H(L_{\text{path}}(n_{a+2 \times l^k, b+l^k}, n_{a+2 \times l^k+i, b+l^k+j}))$ ,  $H(L_{\text{path}}(n_{a+2 \times l^k, b}, n_{a+2 \times l^k+i, b+j}))$  小于等于  $(l-1)k + 1$ 。因而,  $H(L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{a+i, b+2 \times l^k+j}))$ ,  $H(L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{a+l^k+i, b+2 \times l^k+j}))$ ,  $H(L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{a+2 \times l^k+i, b+2 \times l^k+j}))$ ,  $H(L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{a+2 \times l^k+i, b+l^k+j}))$ ,  $H(L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{a+2 \times l^k+i, b+j}))$  小于等于  $(l-1)k + 1 + 2$ 。

同样, 对于满足  $0 \leq g, h \leq l$  的整数  $g$  和  $h$ ,

$$\begin{aligned} H(L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{a+h \times l^k+i, b+g \times l^k+j})) &= H(\max(h \times l^k \\ &+ i, g \times l^k + j)) \leq (l-1)k + 1 + \max(g, h) \end{aligned} \quad (6)$$

$i, j \in \{1, 2, 3, \dots, l^k\}$ , 因此对于满足  $0 \leq e, f \leq l+1$  的整数  $e$  和  $f$ , 有  $H(L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{a+e \times l^k, b+f \times l^k})) \leq (l-1)k + \max(e, f)$ , 也就是说, 对于  $\forall u, v \in \{l^k + 1, l^k + 2, l^k + 3, \dots, l^{k+1}\}$ ,

$$\begin{aligned} H(L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{a+u, b+v})) &\leq H(l \times l^k) \leq (l-1)k + l \\ &= (l-1) \log_l l^{k+1} + 1 = (l-1) \lceil \log_l \max(u, v) \rceil + 1 \\ &= (l-1) \lceil \log_l L_{\text{path}}(n_{a,b}, n_{a+u, b+v}) \rceil + 1 \end{aligned} \quad (7)$$

至此第 2 步证明完毕。由归纳法原理, 定理 1 得以证明。

在使用 MRBD-3 的有  $2^m$  个节点的 P2P 网络中, 距离  $n_{1,1}$  最远的节点是  $n_{2^{m/2}, 2^{m/2}}$ , 因此网络直径为

$$\begin{aligned} D_{\text{MRBD-3}}(m, l) &= (l-1) \lceil \log_l L_{\text{path}}(n_{1,1}, n_{2^{m/2}, 2^{m/2}}) \rceil + 1 \\ &= (l-1) \lceil \log_l (2^{m/2} - 1) \rceil + 1 \leq \frac{m(l-1)}{2} \log_l 2 + 2 \end{aligned} \quad (8)$$

为了与 Chord 比较性能, 保证 MRBD-3 的度不大于 Chord, 根据式(2), 有  $l = \lceil 2^{3/2} \rceil = 3$ 。因此 MRBD-3(3) 的网络直径  $D_{\text{MRBD-3}}(m, 3) \leq m \log_3 2 + 2 \approx 0.63m + 2$ , 度为  $S_{\text{MRBD-3}}(m, 3) = 3 \times \lceil \log_3 2^{m/2} \rceil \leq 3m/2 \times \log_3 2 \approx 0.946m$ 。当 P2P 网络规模较大时, 使用 MRBD-3(3) 时比使用 Chord 时网络直径减小了约 37%, 度减小了约 5.4%。F-Chord(1) 的网络直径和度分别是  $0.72021m$  和  $1.44042m - 1$ <sup>[5]</sup>, 因此, 相对 F-Chord(1), MRBD-3(3) 的网络直径和度分别减小了大约 12.4% 和 34.3%。

为了和文献[5]中提出的协议比较, 取  $l = 4$ 。于是,  $D_{\text{MRBD-3}}(m, 4) \leq 0.75m + 2$ ,  $S_{\text{MRBD-3}}(m, 4) = 3 \times \log_4 2^{m/2} = 0.75m$ , 即 MRBD-3(4) 的网络直径和度均小于文献[5]中提出的协议。同时, MRBD-3(4) 的度小于 MRBD-3(3), 但网络直径大于 MRBD-3(3), 也就是说, 不同的底的选择提供了性能间的折中。MRBD-3 同样为查询操作提供了多条可选路径, 从而提高了查询的可靠性。

## 4.3 性能比较

假设哈希空间中所有的值对应的节点都存在, 式(2)给出了在保证度不大于 Chord 的前提下, MRBD-4, MRBD-5 等协议可使用的底。MRBD 协议族与 Chord、F-Chord(1) 协议的性能比较如图 4 至图 7。图 4 比较了几种协议的度。可见 MRBD-3(3) 和 MRBD-4(4) 的度都不大于 Chord, 而 F-Chord(1) 的度较大。图 5 表明 MRBD-3(3) 的网络直径是最小的。MRBD-3(3) 的网络直径大约比 Chord 小 37%, 也低于 F-Chord(1)。MRBD-4(4) 的网络直径同样比 Chord 小大约 20%。平均跳数如图 6 所示。MRBD-3(3) 仍然是最优的。为简单起见, 图中未绘文献[5]中提出的协议。文献[5]中给出了此协议的网络直径和度为  $0.786 \log_2 N$ , 平均跳数为  $0.614 \log_2 N$ , 均劣于 MRBD-3(3) 的性能。

哈希空间中的所有值所对应的节点不可能都存在, 针对

这种情况, 本文还给出了 40% 节点存在时的仿真结果, 如图 7 至图 9 所示。由于在 MRBDPA 中, 每个节点的路由表需要增加一些额外的表项, 因此为保证 MRBD-3 和 MRBD-4 的度和 Chord 相似, 取 MRBD-3 的度为 4, 取 MRBD-4 的度为 6。图 7 表明 3 种协议的度相差不大; 图 8 的结果表明 MRBDPA-3(4) 和 MRBDPA-4(6) 在网络直径性能上相对于 Chord 的改善; 图 9 则表明 MRBDPA-3(4) 和 MRBDPA-4(6) 的平均跳数均小于 Chord。平均跳数的性能改善较小是因为在部分节点不存在时, 路由表中表项的增加虽然解决了查询请求可能跳过目的节点的问题, 但同时增加了所需的跳数。

## 5 结束语

结构化 P2P 资源发现协议 Chord 及其改进协议局限在一维 P2P 中, 本文提出了二维 P2P 的概念, 将所有节点视作分布在平面内, 并基于此提出了 MRBD 协议族, 大大增强了环的可配置性, 允许根据用户需求选择合适的环配置方案, 得到较好的性能, 同时能够提供冗余的查询路径。本文以 MRBD-3(3) 和 MRBD-4(4) 为例, 从理论上分析了其网络直径和度, 证明了 MRBD 能较大地改善 P2P 查询的主要性能。针对网络中哈希空间中所有的值所对应的节点不可能都存在的情况, 设计了 MRBDPA 协议, 弥补了 MRBD 的不

足。仿真实验证明了 MRBD 和 MRBDPA 的性能改善。本文为 P2P 资源发现协议的研究开拓了新的思路, 开辟了二维 P2P 中优化环配置的新的领域。

## 参考文献

- [1] Stoic I, Morris R, and Karger D, *et al.* Chord: A scalable Peer-to-Peer lookup protocol for internet applications [J]. *IEEE Trans. on Networking*, 2003, 11(1): 17-32.
- [2] Rowstron A and Druschel P. Pastry: Scalable, distributed object location and routing for large-scale Peer-to-Peer systems [C]. IFIP/ACM International Conference on Distributed Systems Platforms Proceedings, Heidelberg, Germany, Nov., 2001: 329-350.
- [3] Zhao B Y, Kubiatowicz J D, and Joseph A D. Tapestry: An infra-structure for fault-resilient wide-area location and routing. Computer Science Division, University of California, Berkeley, Technical Report UCBI/CSD-01-1141, Apr., 2001.
- [4] Ripeanu M, Foster I, and Iamnitchi A. Mapping the Gnutella network: properties of large-scale Peer-to-Peer systems and implications for system design [J]. *IEEE Internet Computing*, 2002, 6(1): 50-57.
- [5] Xu J. On the fundamental tradeoffs between routing table size and network diameter in Peer-To-Peer networks [C]. IEEE INFOCOM 2003 Proceedings, San Francisco, CA, USA, 2003: 2177-2187.
- [6] Cordasco G, Gargano L, and Hammar M, *et al.* F-Chord: Improved uniform routing on Chord. Lecture Notes in Computer Science. Heidelberg, Germany: Springer Berlin, 2004: 89-98.
- [7] Naor M and Wieder U. Know thy neighbor's neighbor: Better routing for skip-graphs and small worlds [C]. 3rd International Workshop on Peer-to-Peer Systems Proceedings, La Jolla, CA, USA, 2004: 269-277.
- [8] Ren X and Gu Z. SA-Chord: A novel P2P system based on self-adaptive joining [C]. 6th IEEE International Conference on Grid and Cooperative Computing Proceedings, Urumchi, Xinjiang, China, 2007: 75-81.
- [9] Flocchini P, Nayak A, and Xie M. Enhancing Peer-to-Peer systems [J]. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2007, 25(1): 15-24.
- [10] Yu S, Yu J, and Kamil K, *et al.* DR-Chord-FAn efficient double-ring Chord protocol [C]. 6th IEEE International Conference on Grid and Cooperative Computing Proceedings, Urumchi, Xinjiang, China, 2007: 16-18.
- [11] Huang C, Hsu T, and Hsu M. Network-aware P2P file sharing [J]. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2007, 25(1): 204-210.
- [12] Chou C, Wei D S L, Kuo C C J, and Naik K. An efficient anonymous communication protocol for Peer-to-Peer applications over mobile ad-hoc networks [J]. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2007, 25(1): 192-203.

司鹏搏: 男, 1983 年生, 博士生, 研究方向为无线 P2P 网络、无线异构网络等。

纪红: 女, 1966 年生, 教授, 博士生导师, 主要研究方向为无线 P2P 网络、移动 Ad hoc 网络、无线异构网络等。

乐光新: 男, 1937 年生, 教授, 博士生导师, 主要研究方向为移动通信系统传输技术等。

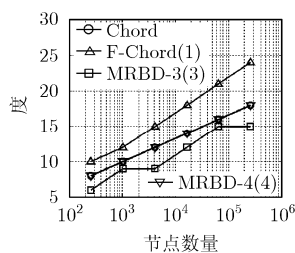


图 4 协议度的比较

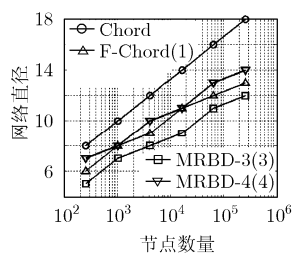


图 5 协议网络直径的比较

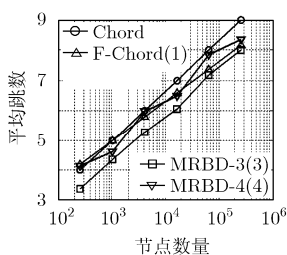


图 6 协议平均跳数的比较

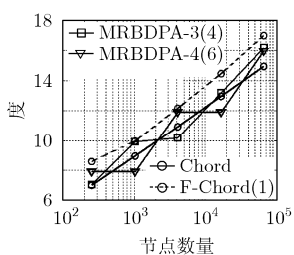


图 7 网络中 40% 节点存在时的协议度的比较

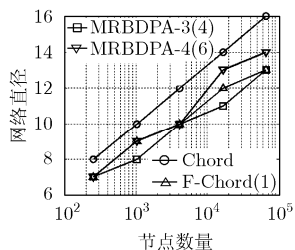


图 8 网络中 40% 节点存在时的协议网络直径的比较

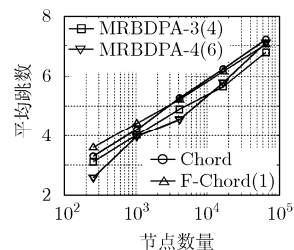


图 9 网络中 40% 节点存在时的协议平均跳数的比较