

# 一种具有小世界网络特征的常数度结构化覆盖网络

梁活民 肖文俊

(华南理工大学软件学院 广州 510641)

**摘要** 小世界网络有两个重要的特点:较短的网络直径和较大的聚集系数,这两个特点对覆盖网络有着重要的意义,较短的网络直径意味着路由查询代价较低,而较大的聚集系数意味着网络有可能在高负载下提供良好的服务.文中结合 Cayley 图和小世界网络的特性,基于群论中的半直积方法,构造了一个具有良好性质的静态互连网络,在该网络的基础上提出了一种新型的具有小世界网络特征的结构化覆盖网络 CayDHT,理论分析和实验结果表明,CayDHT 具有  $O(1)$  大小的常数路由表、 $O(\log N)$  大小的网络直径和优良的容错能力.

**关键词** 覆盖网络;Cayley 图;分布式散列表;小世界网络

中图法分类号 TP393 DOI号: 10.3724/SP.J.1016.2010.01541

## A Novel Structured Overlay Network with Constant Degree and Small-World Features

LIANG Huo-Min XIAO Wen-Jun

(School of Software Engineering, South China University of Technology, Guangzhou 510641)

**Abstract** Low average distance and high clustering coefficient are two main attractive properties of Small-world network for overlay network. A low average distance implies a small latency for lookup while a high clustering coefficient implies the underlying network has the potential to provide service even under heavy loading. In this paper, based on semidirect product of two groups, a new Cayley based interconnection network with smallworld properties is proposed, then a novel structured overlay network called CayDHT is presented, which has  $O(1)$  route table size,  $O(\log N)$  network diameter, optimal fault tolerance and additionally has better Small-world features when compare with other structured overlay network.

**Keywords** overlay network; cayley graph; DHT; small-world network

### 1 引言

P2P 覆盖网络可以大致分为两类,一类是非结构化覆盖网络,例如 Grutella 和 Freenet;另一类是结构化覆盖网络,也称为分布式散列表(DHT)覆盖网络,例如 Chord<sup>[1]</sup>、CAN<sup>[2]</sup>、Ulysses<sup>[3]</sup>等.非结构化覆盖网络在查询时一般采用洪泛或者随机探测式算法,很容易给网络造成严重的负载,网络大小难以

扩展,而结构化覆盖网络通过确定性网络拓扑和结构化路由算法,提高查询效率,并减少了网络中查询的流量.

覆盖网络有两个重要度量标准:节点度数(邻居关系数、路由表的大小)和链路长度(查询的平均路径长度),度数越大,意味着保持拓扑需要维护的邻居数就越多,链路长度越大,意味着查询需要经过的跳数越多.但这两个参数是不可能同时达到最优的,链路长度的减少往往造成节点度数的增加<sup>[4]</sup>,而节

点度数的减少往往会降低系统的鲁棒性。

近年来对小世界网络现象<sup>[5]</sup>的研究也对 P2P 覆盖网络产生了影响。小世界网络具有两个性质：随机选择的两个节点之间的跳数较小、聚集系数 (clustering coefficient) 较大。对于覆盖网络而言，第一个特点意味着较快的查找速度，第二个特点意味着底层网络有可能在高负载的情况下提供良好的服务。目前有研究致力于构建符合小世界网络性质的覆盖网络，文献[6]指出具有小世界网络性质的覆盖网络对突发性的高负载具有一定的优势。

Cayley 图是群论分析对称互连网络的常用模型，由于其对称性和点传递性，使基于 Cayley 图构造的网络具有路由算法简单、负载均衡、容错性能较好的特点。

目前已有的大部分覆盖网络都不是基于 Cayley 图构建，缺乏对称性，因此路由和查找算法在最坏情况下相当复杂。而且这些网络都不具备小世界网络的特性，意味这难以在高负载的条件下保持良好的性能。

本文定义了一个常数度 Cayley 图，然后在此基础上构建了具有小世界网络特征的结构化 P2P 覆盖网络 CayDHT，CayDHT 在保持网络直径为  $O(\log N)$  的情况下，路由表大小减小为常数 6，路由算法简单，并拥有良好的鲁棒性。

本文第 2 节简要描述相关工作；第 3 节给出 CayDHT 静态拓扑的性质；第 4 节描述 CayDHT 的协议设计；第 5 节给出实验和对比结果；最后是结论和未来的工作。

## 2 相关工作

近年来人们对结构化 P2P 覆盖网络进行了大量的研究，其中比较典型的有 Chord、CAN、Ulysses、Viceroy<sup>[7]</sup> 等。

Chord 定义了大小为  $N$  的环图，节点地址空间为  $[0 \cdots N-1]$ ，节点  $u$  有两个指针分别指向前驱  $pre(u)$  和后继节点  $succ(u)$ ，形成一个双向链表。此外，每个节点还保存了大小为  $M = \log N$  的指针表，指针表的集合为  $\{(u, succ(u+2^{i-1}))\}$ ， $0 \leq i \leq M$ ，其中加法为模  $N$  加法。对于待查找键值  $k$ ，算法将查询发送至该节点路由表最大的且小于或等于  $k$  的节点。Chord 的路由表大小和查找路由长度均为  $O(\log N)$ 。

CAN 使用了  $d$  维的坐标空间，关键值每个维的

坐标通过 Hash 运算得到，每个节点与值域空间上的一个区域相关联，每个 CAN 节点都要保存一张坐标路由表，包括它的邻居节点（相邻空间区域中的节点）的 IP 地址和其维护的虚拟坐标区域，当需要查询键值时，路由的每一步只需将查询信息发给离键值更近的邻接节点。CAN 的路由表大小和查找路由长度均为  $O(\log N)$ 。

Ulysses 是基于蝶图构造的结构化 P2P 覆盖网络，通过对蝶图不同层添加短接边，有效缩短了查询路径长度，并使得网络流量更加均衡。对于  $k$  层  $n$  个节点的 Ulysses 网络，节点坐标由二元组  $(P, l)$  定义，其中  $P$  是行标识符，而  $l$  是层次标识符。Ulysses 在路由表大小为  $O(\log N)$  的情况下，查找路由长度可以达到  $O(\log N / \log \log N)$ 。

Viceroy 同样基于蝶图构建，节点分布在  $\log_2 N$  层，层次编号从 1 到  $\log_2 N$ ，Viceroy 的出度为 7，其中包括指向不同层的前驱后继节点以及同层相邻的前后节点，而入度可能达到  $O(\log N)$ ，其路由查找长度为  $O(\log N)$ 。Cycloid<sup>[8]</sup> 是基于 CCC 图构建了一个常数度的覆盖网络，对于节点数为  $N = d \times 2^d$  的网络，在路由表项为 7 或 11 的情况下，每次路由查询需要  $O(d)$  步。文献[9]基于度为 2 的 Kautz 图  $K(2, k)$  构建了常数度的覆盖网络，入度与平均出度均为 2，使用了不同长度的二进制串来表示节点标识，路由查找长度达到  $O(\log N)$ 。

文献[10]提出了一个基于 Cayley 图的小世界网络模型；文献[6]基于 Chord 构建了一个具有小世界特性的 P2P 覆盖网络 SWOP，可以实现较低的路由查找代价，但 SWOP 是在 Chord 的基础上再加上一层覆盖网络构成，使得拓扑维护的代价变大，并且簇 (cluster) 间流量几乎都通过头结点 (head node) 完成，容易造成瓶颈。

## 3 CayDHT 的静态 Cayley 图模型

### 3.1 静态拓扑定义及其性质

**定义 1.** 令  $K = Z_q$  ( $q \geq 4$ ) 是  $q$  阶循环群， $M = Z_2^q$  是  $q$  阶基本交换群的直积，令  $G = Z_2 \wr Z_q$ ，即  $M$  与  $K$  的半直积。

显然， $(0^q, 0)$  是  $G$  的单位元，且对于  $G$  中的任何元素，都存在对应的逆元。根据群的性质， $G$  是群。

对于  $G$  中的任意元素  $(c, r)$ ，我们将  $c \in Z_2^q$  称为组标识符，将  $r \in Z_q$  称为区域标识符，而将  $(c, r)$  称为顶点标识符。

根据 Cayley 图的定义,首先需要定义一个子集  $S$ .  $S$  由两部分组成,第 1 部分  $S_r$  构成组之间的连接,第 2 部分  $S_g$  构成区域间的连接.

$$\begin{aligned} S_r &= \{(10^{q-1}, 0), (110^{q-2}, 0)\}, \\ S_g &= \{(0^q, \pm 1), (0^q, \pm 2)\}, \\ S &= S_g \cup S_r. \end{aligned}$$

**定义 2.**  $\Gamma = \text{Cay}(G, S)$  是由  $G$  和  $S$  定义的 Cayley 图.

图 1 是节点  $(0^q, 0)$  及其邻居节点的连接情况,实线为与节点  $(0^q, 0)$  直接相连的边,而虚线为其邻居间的连接边.

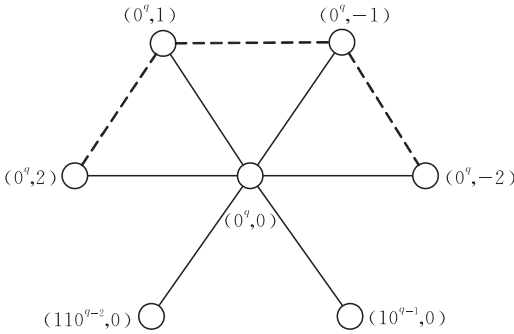


图 1 节点  $(0^q, 0)$  及其邻居的连接情况

覆盖网络拓扑的主要性质包括节点数、直径、节点度数、聚集系数等.图的大小就是节点个数,而平均节点度数则是网络中所有节点的平均邻居个数.网络直径则是网络中所有最短路的最大值.

我们可以通过单位元和子集  $S$  构造出任意节点  $(c, r)$ ,  $S$  是  $G$  的生成元集合.由此可得如下性质.

**性质 1.**  $\Gamma$  是连通的.

Cayley 图的度数等于生成元集合的阶数,而  $S$  的阶数等于 6,也就是说,  $\Gamma$  所有顶点的度数均等于 6.

**性质 2.**  $\Gamma$  是 6 度正则图.

给定节点  $(x_1 x_2 \cdots x_q, r)$ , 根据 Cayley 图的性质和  $S$  中的元素,该节点有 6 个邻居节点:  $(x_1 x_2 \cdots x_q, r \pm 1)$ ,  $(x_1 x_2 \cdots x_q, r \pm 2)$ ,  $(x_1 x_2 \cdots \neg x_{r+1} \cdots x_q, r)$ ,  $(x_1 x_2 \cdots \neg x_{r+1} \neg x_{r+2} \cdots x_q, r)$ .

根据邻居节点的特点及 Cayley 图的对称性质,我们可以得到静态拓扑的路由算法.

**算法 1.** 图  $\Gamma$  的路由算法.

输入:当前节点  $(x_1 x_2 \cdots x_q, r_x)$  和目的节点  $(y_1 y_2 \cdots y_q, r_y)$

输出:下一跳的标识符

```
if  $(x_1 x_2 \cdots x_q = y_1 y_2 \cdots y_q)$  {
  if  $(r_x = r_y)$ 
    the destination has been reached.
  else if  $(|r_x - r_y| = 1)$ 
    return  $(x_1 x_2 \cdots x_q, r_x \pm 1)$ ; // + if  $r_x = r_y + 1$ 
```

```
else if  $((r_x - r_y > q/2) \parallel (r_x < r_y \wedge r_x - r_y > -q/2))$ 
  return  $(x_1 x_2 \cdots x_q, r_x + 2)$ ;
else
  return  $(x_1 x_2 \cdots x_q, r_x - 2)$ ;
}
else{
  if  $(x_{r_x+1} = y_{r_x+1})$ 
    return  $(x_1 x_2 \cdots x_q, r_x + 1)$ ;
  else
    return  $(x_1 x_2 \cdots x_r y_{r_x+1} x_{r_x+2} \cdots x_q, r_x)$ ;
}
```

由算法 1 可得,给定节点  $(c_i, r_i)$  和  $(c_j, r_j)$ , 从节点  $(c_i, r_i)$  路由到  $(c_j, r_j)$  节点包含两个步骤,首先,  $c_i$  通过最多  $2q$  步路由到  $c_j$ , 然后区域标识符最多需要  $q/4$  步改变到  $r_j$ . 所以在一次路由中最多需要  $9q/4$  跳,即有如下性质.

**性质 3.**  $\Gamma$  的直径小于  $2q + q/4 = 9q/4$ .

对于给定的  $q$  值,  $\Gamma$  的顶点数为  $q \times 2^q$ . 当  $q > 5$  时,  $9q/4 < \log(q \times 2^q)$ , 那么可以得到下面性质 4.

**性质 4.**  $\Gamma$  的直径为  $O(\log N)$ .

网络中节点的聚集系数  $CC_v$  可以用来衡量它的邻居节点的关联程度,节点的聚集系数定义为  $v$  的邻居节点间的连接总数与它们之间最多可能存在的连接数  $M$  的比值.即  $CC_v = 2M/k_v(k_v - 1)$ , 其中  $k_v$  为节点  $v$  的度数.而整个网络的聚集系数  $CC1$  则定义为网络中所有节点的聚集系数的平均值.

由于 Cayley 图是点传递的,所有顶点的聚集系数都相同,因此,我们只需要考虑单位元对应节点的聚集系数.节点  $(0^q, 0)$  有 6 个邻居,分别为  $(0^q, \pm 1)$ 、 $(0^q, \pm 2)$ 、 $(10^{q-1}, 0)$ 、 $(110^{q-2}, 0)$ , 在这 6 个邻居之间,共有 3 条边,因此,根据聚集系数的定义有性质 5.

**性质 5.**  $\Gamma$  的聚集系数  $CC1 = 3/(6 \times 5/2) = 0.2$ .

小世界网络的一个最显著的特性就是高聚集性.随机图的聚集系数大约等于  $deg/n$ , 其中  $deg$  是顶点的平均度数,  $n$  是顶点个数,一般来说,小世界网络的聚集系数是要远大于随机图的聚集系数的<sup>[5]</sup>.从表 1 可以看到,  $\Gamma$  的聚集系数是一个常数,具有显著的小世界网络特性,而随机图的聚集系数会随着顶点数的增大而减小.

表 1  $\Gamma$  和随机图的聚集系数

$q$	$n = q \times 2^q$	$deg$	$CC1_\Gamma$	$CC1_{\text{random}} = deg/n$
8	2048	6	0.2	0.0029
10	10240	6	0.2	0.000585
16	1048576	6	0.2	0.0000057

如果  $d$  度正则图的连通度为  $d$ , 则该图为最优容错的. 文献[11-12]指出顶点传递的  $6$  度正则图都是最优容错的, 根据性质 2 和 Cayley 图的点传递性, 可得性质 6.

**性质 6.**  $\Gamma$  是最优容错的.

$\Gamma$  拥有度数较小、路由算法简单、最优容错的性质, 并且符合小世界网络的特性, 下文将基于  $\Gamma$  来构造 CayDHT 的拓扑.

## 4 CayDHT 协议

### 4.1 命名空间

CayDHT 中的节点标识符是一个二元组  $(c, r)$ , 其中  $c$  由字符“0”、“1”、“\*”组成,  $c \in \{x_1 x_2 \dots x_l *^{q-l} \mid x_i \in z_2, 0 \leq l \leq q\}$ , 对应于  $\Gamma$  的组标识符,  $r \in z_q \cup \{*\}$ , 对应于  $\Gamma$  的区域标识符,  $q$  是 CayDHT 的根据覆盖网络大小需要选择的初始化参数. 需要保存的键值也使用若干哈希函数映射到一个 2 元组, 其中的组标识符位长度为一个选定的常数  $m$ , 一般而言,  $m > q$ , 使得  $q \times 2^m$  足够大, 可以为所有需要保存的对象提供唯一的一个标识符. 如果 CayDHT 的节点数等于  $q \times 2^q$ , 我们说 CayDHT 是满的.

### 4.2 拓扑结构

P2P 覆盖网络中经常有节点加入和退出, 在某一个时刻, 如果 CayDHT 是满的, 那么 CayDHT 的拓扑和图  $\Gamma$  完全一致, 否则, 可以认为是通过对  $\Gamma$  的部分节点进行合并操作得到的. 从网络构造的角度, 也可以认为 CayDHT 的拓扑是通过下文 4.4 节的加入算法对节点  $(*, *)$  进行分裂得到.

### 4.3 容错路由

$\Gamma$  中的路由和 CayDHT 中的路由是相似的, 但考虑覆盖网络的动态性, 节点会不断的加入和退出, 并且可能存在失效节点, 路由算法必须考虑到这些问题. 按照 4.1 节中定义的命名规则, 我们只要忽略键值组标识符的最后  $m - q$  个位, 节点路由和资源查找实际可以归约到同一个问题.

CayDHT 中的路由算法每次会更改标识符中的两个比特位, 使其更加接近目的节点, 如果路由中的当前节点和目的节点合并后与网络中某节点的标识符一样时, 可以看做是自路由. 考虑到失效节点的问题, 在选择下一跳前, 会探测下一跳节点是否可达, 如果非可达, 算法会选择另一个正常的邻居节点, 当然, 在这种情况下路由长度有一定的增长. 函数  $GetReachable()$  返回传入参数中第一个可达的节

点, 若均不可达, 返回 NULL.

**算法 2.** CayDHT 的容错路由算法.

输入: 当前节点  $(x_1 x_2 \dots x_q, r_x)$  和目的节点  $(y_1 y_2 \dots y_q, r_y)$

输出: 下一跳的标识符

```

if ( $x_1 x_2 \dots x_q == y_1 y_2 \dots y_q$ ) {
    if ( $r_x - r_y > q/2 \parallel 0 > r_x - r_y > -q/2$ )
        return  $GetReachable((x_1 x_2 \dots x_q, r_x - 2),$ 
                                $(x_1 x_2 \dots x_q, r_x - 1));$ 
    else
        return  $GetReachable((x_1 x_2 \dots x_q, r_x + 2),$ 
                                $(x_1 x_2 \dots x_q, r_x + 1));$ 
}
else {
    if ( $x_{r_x+1} == y_{r_x+1}$ )
        return  $GetReachable((x_1 x_2 \dots x_q, r_x + 1),$ 
                                $(x_1 x_2 \dots x_q, r_x + 2));$ 
    else
        return  $(x_1 x_2 \dots x_l y_{r_x+1} x_{r_x+2} \dots x_q, r_x);$ 
}

```

### 4.4 节点的加入

待加入节点必须通过一个已在覆盖网络中的节点来加入, 这种节点通常称为 Bootstrap 节点. 节点加入网络需要 3 个步骤, 首先是确定待加入的位置, 然后是更新自身和邻居节点的路由表, 最后根据 DHT 表存储策略来更新 DHT 表.

待加入节点首先在命名空间的范围内随机地产生一个键值  $(c', r')$ , 然后根据路由算法找到负责该键值的节点  $(c_j, r_j)$ , 节点  $(c_j, r_j)$  根据存储策略和算法 3 生成两个新的节点标识符  $(c_{j1}, r_{j1})$  和  $(c_{j2}, r_{j2})$ , 并根据新的节点标识符分割其负责的 DHT 表,  $(c_j, r_j)$  和待加入节点分别继承  $(c_{j1}, r_{j1})$  和  $(c_{j2}, r_{j2})$  两个标识符, 并保存对应的 DHT 表. 最后两个节点更新路由表并通知邻居节点进行更新.

**算法 3.** CayDHT 的标识符分裂算法.

输入: 待分裂节点标识符  $(x_1 x_2 \dots x_l *^{q-l}, r)$ , 其同组前

驱节点标识符为  $(x_1 x_2 \dots x_l *^{q-l}, s)$

输出: 分割后的两个节点标识符

```

if ( $q - l = 0$ ) {
    if ( $r == *$ )
        return  $(x_1 x_2 \dots x_q, 0)$  and  $(x_1 x_2 \dots x_q, q/2);$ 
    else if ( $(x_1 x_2 \dots x_q, r - 1)$  is exist)
        return false;
    else {
        return  $(x_1 x_2 \dots x_q, (r + s) / 2)$  and  $(x_1 x_2 \dots x_q, r);$ 
    }
}
else {

```

```

return ( $x_1 x_2 \dots x_l 0 * q^{-l-1}, r$ ) and
      ( $x_1 x_2 \dots x_l 1 * q^{-l-1}, r$ );
}

```

节点加入过程的 3 个步骤中,第 3 个步骤所需的时间代价与系统存储的信息量及上层应用有关,而其余两个步骤所需的时间复杂度实际上与路由查找的代价相同,为  $O(\log N)$ . Chord 在节点加入时更新路由表和 finger 表的代价为  $O(\log^2 N)$ , Ulysses 节点加入时拓扑维护及路由更新需要的代价为  $O(\log N)$ .

#### 4.5 节点的退出

节点退出分为两种情况,第 1 种是主动退出,第 2 种是因为网络故障或者节点失效被动退出.

在第 1 种情况下,如果同组内还有其它节点,待退出节点( $c, r$ )将自身的 DHT 表按区域标识符大小的顺时针方向迁移到邻近节点( $c', r'$ ),然后( $c, r$ )发送 Disconnect 消息给 6 个邻居节点,再由 6 个邻居节点和( $c', r'$ )更新路由表,最后正常退出.如果同组内没有其它节点(区域标识符为“\*”值),此时需要进行组间合并.给定节点标识符为( $x_1 x_2 \dots x_l * q^{-l}, *$ ),根据  $x_l$  的值是 0 或 1,将 DHT 表迁移到负责存储键值( $x_1 x_2 \dots x_{l-1} 10^{q-l-1}, 0$ )或负责存储键值( $x_1 x_2 \dots x_{l-1} 01^{q-l-1}, 0$ )的节点( $c', r'$ ),( $c', r'$ )将属于  $c'$  组的 DHT 表分发给同组成员后,将不属于该组的 DHT 表继续上述的步骤进行迁移,该步骤是一个递归过程,在最坏的情况下,对于参数为  $q$  的 CayDHT 网络,迁移的过程构成一棵  $q$  层的完全二叉树,迁移所需的时间复杂度为  $O(q)$ .

在第 2 种情况下,节点通过定期给邻居发送探测包发现失效节点,在节点发现邻居节点失效后,将节点失效的信息发送给失效节点的其它邻居.在确认后按第一种情况由相关节点接管失效节点负责的 DHT 表区域.

## 5 CayDHT 性能评价

结构化 P2P 覆盖网络的重要指标主要有几个方面:路由查找长度、路由表大小和鲁棒性.我们还对覆盖网络小世界网络特性进行了测试.实验分别在节点数约等于 256~1M 的不同情况下比较了相关指标的性能和参数.在整个实验中, CayDHT 首先使用 4.4 节中的算法来加入节点,在构造好拓扑之后,在测试过程中忽略节点的退出和加入情况.由于覆盖网络一般建构于底层 IP 网络之上,底层 IP

网络的路由跳数与多种因素相关,所以在路径长度和鲁棒性的测试当中,本文忽略底层 IP 网络的实际跳数,而是采用逻辑跳数作为衡量标准.

### 5.1 路由长度

我们将查询路径长度定义为随机选择节点间路由长度的平均值,针对 CayDHT、Chord、CAN、Ulysses 几种不同的覆盖网络,节点数从 256 增长到 1M 的情况下,分别取得实验值.图 2 是各个覆盖网络在不同网络节点数的情况下平均路由长度的值.一般情况下,具有较小度数的常数度覆盖网络的路由长度会比较大,从图 2 可以看到, CAN 的路由长度增长最快,在网络规模为 8k 的时候,平均路由长度已经超过 20,而 CayDHT 的平均路由长度比 Chord 大,在节点数量为 1M 的情况下,平均路由长度接近 18. Ulysses 则拥有最小的平均路由长度.

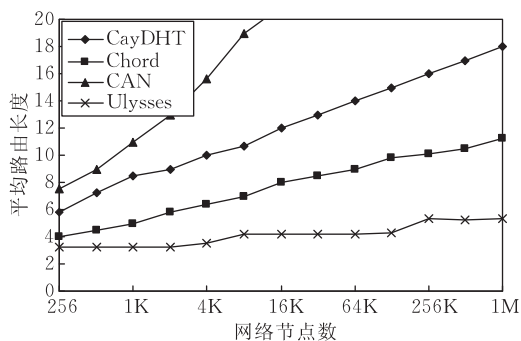


图 2 覆盖网络的平均路由长度

### 5.2 路由表的大小

节点的路由表大小决定了保持拓扑需要维护的邻居数,路由表越大,则保持网络拓扑所需的开销越大.图 3 给出了几种网络结构在不同网络规模下路由表的平均大小,从图 3 可以看到, CayDHT 的路由表平均大小没有超过 6,是这几种网络结构中最小的.而 CAN 的平均路由表大小比 CayDHT 要大, Ulysses 虽然拥有最小的路由长度,但路由表却是这几种网络中最大的.

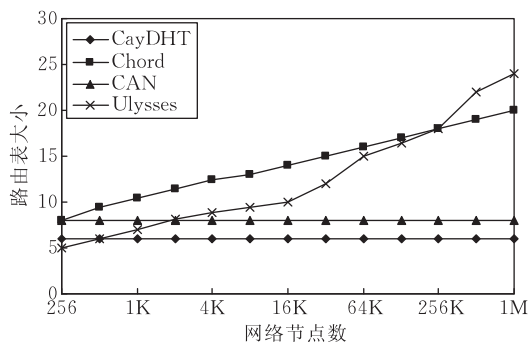


图 3 覆盖网络的路由表大小

### 5.3 鲁棒性

实验根据确定的失效概率随机选择失效节点,然后根据对应的路由算法进行路由,其中 CayDHT 使用了 4.4 节的路由算法,然后计算路由的失败概率.节点的失效率由 0%~20%,以 5%为单位增长.图 4 给出了各个覆盖网络在不同的节点失效率下路由查找的失败概率.由图中可以看到,CAN 在节点失效率超过 5%的时候,路由失败概率已经相当的高.在 10%节点失效的情况下,CAN 已经接近 100%,而 Chord 是 78%,Ulysses 是 50%,CayDHT 的是 47%.在这几个网络结构中,CayDHT 拥有最低的路由失效率,我们认为有若干原因,首先是 CayDHT 静态拓扑的对称性和最优容错特性,各个边在网络连接中发挥了同样重要的作用,其次在设计路由算法时采用了错误容忍机制.

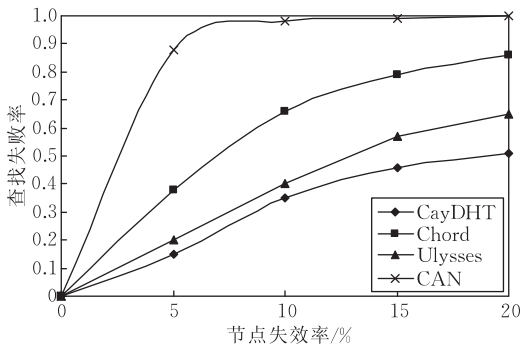


图 4 覆盖网络鲁棒性

### 5.4 拓扑维护代价

本实验随机生成 200 个节点,然后依次加入前述已生成的网络中,在每次加入过程中记录拓扑更新消息在网络中传播的跳数,最后求平均值并取整.在节点加入完毕后,随机选择 200 个节点,依次退出网络,记录拓扑更新消息在网络中传播的跳数,最后求平均值并取整.表中数据单位为跳数.由于 Chord 的设计中没有显式定义主动退出,节点失效后路由表的修复在后续的路由中完成,实验没有比较 Chord 节点退出的代价.在这四者中,Ulysses 虽然路由表比较大,需要更新的邻居比较多,但其路由查询长度最小,所以消息的传播总跳数最小,CayDHT 次之,而 Chord 中节点加入涉及到的待更新节点较多,更新消息的传播总跳数最大.

表 2 覆盖网络的拓扑维护代价

	加入(hops)	退出(hops)
Chord	217	/
Ulysses	82	149
CAN	187	205
CayDHT	106	187

### 5.5 小世界网络特性

图 5 给出了 CayDHT 在不同网络规模下的平均聚集系数,实验随机生成节点标识符,将特定数量的节点加入网络后,根据定义计算每个节点的网络聚集系数,并取平均值.由于 CayDHT 基于的静态拓扑图构建,根据性质 5 和实验的结果,我们可以看到 CayDHT 的聚集系数几乎完全等于 0.2,由于在不同节点规模下,网络是非满的,所以会有微小的变化,显然,CayDHT 拥有小世界网络的特性.该性质意味着 CayDHT 有能力在高负载的情况下保持有效的查找和路由.而根据文献[13],Chord、Ulysses、CAN 的聚集系数近似等于 0.

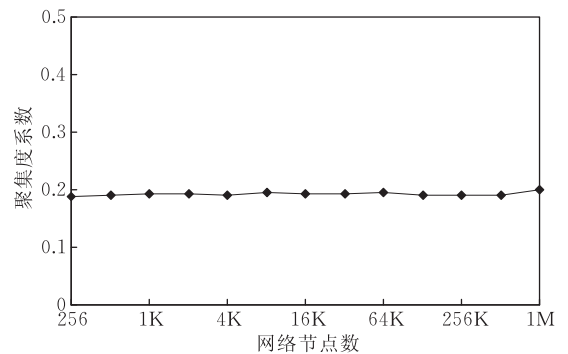


图 5 CayDHT 的小世界网络特性

## 6 结 语

本文基于 Cayley 图和群的半直积方法构造了一个结构化覆盖网络 CayDHT,并和 Chord、CAN、Ulysses 等覆盖网络在网络直径、路由表大小、鲁棒性、小世界网络特性等方面进行了比较,理论分析和模拟实验表明 CayDHT 除了具有  $O(1)$  大小的常数路由表、 $O(\log N)$  大小的网络直径、优良的路由容错能力和鲁棒性外,还具备了良好的小世界网络特性.

未来工作将对 CayDHT 的小世界网络特性和对称性质做进一步的研究,并利用这些性质开发组播和内容分发等应用.

### 参 考 文 献

- [1] Stoica I, Morris R, Karger D et al. Chord: A scalable peer-to-peer lookup service for internet applications//Proceedings of the ACM SIGCOMM. San Diego, 2001: 149-160
- [2] Ratnasamy S, Francis P, Handley M et al. A scalable content-addressable network//Proceedings of the ACM SIGCOMM. San Diego, 2001: 161-172

- [3] Kumar K, Merugu S, Jun Xu et al. Ulysses: A robust, low-diameter, low-latency peer-to-peer network. *European Transaction on Telecommunications*, 2004, 15(6): 571-587
- [4] Aberer K, Alima L, Ghodsi A et al. The essence of P2P: A reference architecture for overlay networks//*Proceeding of the 5th IEEE International Conference on P2P*. Los Alamitos, 2005: 11-20
- [5] Watts D, Strogatz S. Collective dynamics of "small-world" networks. *Nature*, 1998, 393(4): 440-442
- [6] Lui K, Yau D. Small-world overlay P2P networks: Construction and handling dynamic flash crowd. *Computer Networks Journal*, 2006, 50(15): 2727-2746
- [7] Malkhi D, Naor M, Ratajczak D. Viceroy: A scalable and dynamic emulation of the butterfly//*Proceedings of the Principles of PODC 2002*. Monterey, 2002, 183-192
- [8] Chen Gui-Hai, Xu Cheng-Zhong, Shen Hai-Ying et al. A new constant-degree P2P overlay network. *Chinese Journal of Computers*, 2005, 28(7): 1084-1095(in Chinese)  
(陈贵海, 须成忠, 沈海英等. 一种新的常数度数的 P2P 覆盖网络. *计算机学报*, 2005, 28(7): 1084-1095)
- [9] Li Dong-Sheng, Lu Xi-Cheng, Wu Jie. FISSIONE: A scalable constant degree and low congestion DHT scheme based on Kautz graphs//*Proceedings of the IEEE INFOCOM 2005*. Miami, 2005: 1677-1688
- [10] Xiao Wenjun, Parhami B. Cayley graphs as models of deterministic small-world networks. *Information Processing Letters*, 2006, 97(3): 115-117
- [11] Qu C, Nejd W, Kriesell M. Cayley DHTs—A group-theoretic framework for analyzing DHTs based on Cayley graphs//*Staab S et al eds. Semantic Web and Peer-to-Peer*. Berlin: Springer, 2006: 89-105
- [12] Mader W. Eine eigenschaft der atome endlicher graphen. *Archiv der Mathematik*, 1971, 22: 333-336
- [13] Xiao Wenjun, Liu Hao, Chen Weidong. CHypercube: A novel P2P overlay network//*Proceedings of the 2nd International Symposium on Electronic Commerce and Security*. Nanchang, China, 2009: 526-531



**LIANG Huo-Min**, born in 1980, Ph. D. candidate. His research interests include network virtualization, distributed computing and interconnection networks.

**XIAO Wen-Jun**, born in 1950, professor, Ph. D. supervisor. His research interests include discrete mathematics, parallel and distributed computing, complex networks, and software architecture.

## Background

This work is supported by National Natural Science Foundation of China under grant No. 60973150 and Guangdong Laboratory of Software and Applied Technology under grant No. 2006B80407001. Structured P2P overlay networks has become the most important scheme to build large-scale distributed systems, almost all researches of P2P concentrate on how to lower the length of query path and lower the cost of maintenance. The small-world effect is an active field of research many different fields. Considering Cayley graphs are excellent models for interconnection networks, the target of our research is to build a substantial P2P overlay network combining smallworld network features with Cayley based in-

terconnect network. A smallworld network has two attractive properties, low average hop distance between nodes and high clustering coefficient, which implies the small latency for object lookup and the potential to provide service in the heavy traffic loading. This team have presented a model of deterministic small-world network based on Cayley graphs, and used this model to develop a small-world structured P2P network with constant degrees in this paper. The simulations and experiments were carried out to compare the performance of the proposed CayDHT network with other structured P2P systems.