

结构化 P2P 覆盖网络的 Cayley 图构造方法研究

魏文红¹ 肖文俊¹ 黄书强¹ 王高才²

(华南理工大学计算机学院 广州 510640)¹ (广西大学计算机与电子信息学院 南宁 530004)²

摘要 结构化 P2P 覆盖网络通常都基于某个静态的图结构,而这些静态图又常常是 Cayley 图或其超图,这些静态图的直径、度等特性可以直接影响到覆盖网络拓扑的路由表大小、路由长度等特性,因此静态图的选择显得非常重要。Cayley 图是使用代数群论建立的一类图,它的最大好处是其对称性和点传递性,利用 Cayley 图的这类性质,可以分析结构化 P2P 覆盖网络拓扑结构的本质。就几种典型的结构化 P2P 覆盖网络的静态拓扑,分析了其 Cayley 图构造方法的本质。

关键词 Cayley 图,对等网络,覆盖网络,对称性

中图分类号 TP393.08 **文献标识码** A

Research of Construction Method Using Cayley Graph in Structure Peer to Peer Overlay Network

WEI Wen-hong¹ XIAO Wen-jun¹ HUANG Shu-qiang¹ WANG Gao-cai²

(Dept. of Computer Science, South China University of Technology, Guangzhou 510640, China)¹

(School of Computer and Electronic Information, Guangxi University, Nanning 530004, China)²

Abstract Overlay network in peer to peer system is often based on some static graph, and the static graph is Cayley graph or its supper graph. The diameter and degree of the static graph impact on the size and length of routing table in overlay network, so it is important to select static graph as topologies of overlay network. Cayley graph is a family graphs which is built with algebra group theory, has symmetry and vertex transitive properties, and we can analyze the essence of overlay network in peer to peer based on these properties. We analyze the essence of static topology of overlay network to some typical structure P2P system.

Keywords Cayley graph, Peer to peer, Overlay network, Symmetry

1 引言

P2P 系统是目前流行于国际计算机网络研究领域的一个热点^[1]。P2P 系统主要分为结构化 P2P 系统和非结构化 P2P 系统,目前结构化 P2P 系统已经具有广泛的应用,典型的结构化 P2P 系统模型有 Chord, CAN, Ulysses 等。在结构化 P2P 系统中有一类极其重要的网络——覆盖网络(Overlay Network)^[2],覆盖网络通常都基于某个静态的图,而这些静态图又常常是 Cayley 图或其超图。这些静态图的直径、度等特性可以直接影响到覆盖网络拓扑的路由表大小、路由长度等特性,因此静态图的选择显得非常重要。Cayley 图是使用代数群论建立的一类图,它的最大好处是其对称性^[3]。Cayley 图是顶点传递的,形象地说,图中的每个顶点具有相同的地位。这个性质使得图中任意两个顶点之间的路由可以转化为任意一个顶点到一个特殊顶点之间的路由^[4]。这对基于 Cayley 图的 P2P 系统非常有用,因为它使我们使用代数方法来分析和设计路由算法。另外,我们也可以利用这个性质,通过成熟的代数方法来优化其中的各种算法。更重要的

是, Cayley 图的顶点传递性使我们使用统一的方法来分分析真实 P2P 网络中各个对等点的负载情况,这是由于基于 Cayley 图的 P2P 网络中,通讯负载都被均衡地分配到各个对等点,不存在结点阻塞。相比之下,不基于 Cayley 图的 P2P 覆盖网络经常存在点阻塞问题。而由于负载均衡是大型系统设计中必须考虑的主要问题之一,因而它成了不基于 Cayley 图的 P2P 系统的主要缺点。除了顶点传递,某些 Cayley 图可能还具有边传递的性质,形象地说,就是图中的任意两条边“看起来”都是一样的。文献[3]指出,任何连通的边传递图都具有最优化的容错性。如果一个 P2P 覆盖网络拓扑所对应的静态图的容错性是最优的,则我们更容易在这样一个经常有对等点加入和离开的高度动态性系统的设计容错算法。

2 Cayley 图的定义以及覆盖网络与其静态图的关系

令 $H = (G, \cdot)$ 是一个有限群^[4], e 是 H 的单位元素。设 $S \subseteq G \setminus \{e\}$, 则 Cayley 图 $Cay(H, S) = (V, E)$, 其中 $V = G$; $E = \{\langle x, y \rangle \mid x, y \in G(x^{-1}y \in S)\}$ 。

注意,上面定义的 Cayley 是有向图。由于无向图的边可

到稿日期:2008-05-05 本文受国家自然科学基金(No. 60763013),广东省自然科学基金(05011896),广东省科技计划项目(No. 2006B154 01002),广东省计算机网络重点实验室开放研究基金(CCNL200705)和广东省软件与应用技术实验室开放研究基金(2006B80407001)资助。

魏文红(1977—),男,讲师,博士生,研究领域为网络与并行分布式计算, E-mail: hquwwh@tom.com; 肖文俊(1950—),男,教授,博导,研究领域为网络与并行分布式计算; 黄书强(1977—),男,工程师,博士生,研究领域为无线 MESH 网络及智能计算; 王高才(1976—),男,教授,博士后,研究领域为分布式网络及其算法、容错分析。

以认为是由两条不同方向的有向边组成,即若 $\langle x, y \rangle \in E$, 则 $\langle y, x \rangle \in E$ 。由群论的知识可知,此时任意 $s \in S$, 必定有 $s^{-1} \in S$, 或者说 $S^{-1} = S$ 。因此,当 $S^{-1} = S$ 时, $Cay(G, S)$ 是无向图。常见的 Cayley 图有 Hypercube, CCC, Butterfly, Torus 等, 这些图经常被用作并行计算网络拓扑, 其相关性质可参阅文献[5, 6]。

结构化 P2P 覆盖网络拓扑通常由某个静态图通过顶点合并得到。图的顶点合并是图上的一种操作, 它能把多个顶点合并成一个顶点。设图 $G=(V, E)$, 任意 $v_1, v_2, \dots, v_k \in V$, 则把这些顶点合并得到新图 $G'=(V', E')$, 其中 $V'=(V - \{v_1, v_2, \dots, v_k\}) \cup \{(v_1, v_2, \dots, v_k)\}$; $E' = E - \{\langle x, y \rangle \mid x \in \{v_1, v_2, \dots, v_k\} \vee y \in \{v_1, v_2, \dots, v_k\}\} \cup \{\langle y, \{v_1, v_2, \dots, v_k\}\rangle \mid \text{存在 } x \in \{v_1, v_2, \dots, v_k\} \text{ 使得 } \langle x, y \rangle \in E\} \cup \{\langle y, \{v_1, v_2, \dots, v_k\}\rangle \mid \text{存在 } x \in \{v_1, v_2, \dots, v_k\} \text{ 使得 } \langle y, x \rangle \in E\}$ 。顶点分裂则是顶点合并的逆操作, 它把一个顶点分裂成多个, 并按原图的连接关系修改被分裂顶点和新顶点与其它顶点之间的连接关系。

图 1 中的 a) 是一个静态的 Hypercube 图(一种 Cayley 图), b) 是 a) 中顶点 0, 1 以及 6, 7 经合并得到的图, 而 c) 则是把已经合并的 $\{6, 7\}$ 按照原图分裂得到的新图。

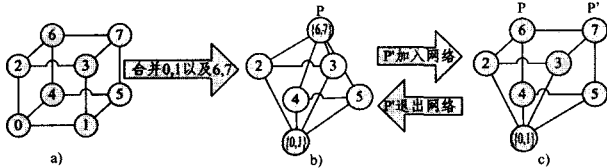


图 1 覆盖网络与静态图的关系

结构化 P2P 覆盖网络拓扑在某一时刻的快照可以认为是某个静态图经顶点合并操作后得到的图, 且每个对等点都有一个全局唯一的标识符, 所有允许的对等点标识符形成了对等点标识符空间。当新的对等点 P' 需要加入到对等网时, 往往先在现有的网络中选择一个对等点 P , 并按照原定的确定性图对其施行顶点分裂操作, 从而得到新时刻的覆盖网络拓扑。我们通常把这个过程称“ P' 加入到 P ”。相反, 如果某个对等点 P' 需退出网络, 则它必须在现有网络中选择一个其它对等点 P , 然后把 P' 和 P 合并, 得到新的对等点 $\{P, P'\}$, 该对等点实际上是原拓扑中的 P 。注意, 加入或退出时, P 的选择策略在不同的网络中是不同的, 是设计结构化 P2P 系统时需要考虑的问题。

3 结构化 P2P 覆盖网络的 Cayley 图构造本质分析

3.1 Chord

I. Stoica 等人在 2001 年提出了 Chord [7]。Chord 的静态拓扑是环图(Ring Graph), 如果 Chord 的对等点标识符的长度为 d , 则其静态拓扑相当于 Cayley 图 $R_d = Cay((Z_2^d, +), \{2^k \mid k \in \{0, 1, \dots, d-1\}\})$ 。

Chord 使用一致哈希技术给对等点和键分配标识符。对等点的标识符通过哈希 IP 地址, 而键的标识符则通过哈希资源名字得到。对等点标识符和资源键空间一样, 都是 0 到 $2^d - 1$ 间的整数, 其中 d 是标识符或键的长度。选择足够大的 d 使得两个对等点或键哈希到相同值的概率是可忽略的。对等点标识符在一维环空间(模 2^d)上由小到大按顺时针排

列。给定一个对等点标识符或资源键 k , 对等点标识符比 k 大的第一个对等点(即顺时针方向第一个跟着 k 的对等点)称为 k 的后继 successor(k); 对等点标识符比 k 小的第一个对等点(即逆时针方向第一个跟着 k 的对等点)称为 k 的前驱 ancestor(k)。

从顶点分裂/合并理论来看, Chord 中标识符为 k 的对等点实际上是由其对应的环图上, 标识符在 $(\text{ancestor}(k), k]$ 范围内的顶点所合并而成。每个对等点维护两种类型的邻居列表: 一个为后继列表, 用以存放环空间上后继于它的 k 个对等点; 为了提高效率, 每个对等点还维护一个最大为 $O(\log N)$ 的指针表(Finger table), 用来记录它的指数级增长的后继。若对等点的标识符位数为 d , 每个对等点的指针表最多有 $d = O(\log N)$ 项。对等点 n 的指针表中第 i 项为在环空间上后继于 n 至少 2^{i-1} 的第一个对等点 s , 即 $s = \text{successor}(n + 2^{i-1})$, 其中 $1 \leq i \leq d$ 。图 2 中 a) 给出了 Chord 所对应的静态拓扑 $Cay((Z_2^7, +), \{2^k \mid k \in \{0, \dots, 6\}\})$, 限于篇幅, 我们只画出了部分顶点以及顶点 7 所对应的所有边。由于 $d=7$, 与顶点 7 相邻的顶点包括 $7+1=8, 7+2=9, 7+4=11, 7+8=15, 7+16=23, 7+32=39$ 以及 $7+64=71$ 。图 b) 则给出了 Chord 在某一时刻的网络拓扑结构以及对等点 7 所对应的指针表。从 a) 的 Chord 静态图可知, 与 7 相邻的顶点为 8, 9, 11, 15, 23, 39 和 71, 因而在 Chord 中与 7 相邻的对等点包括 $\text{successor}(8-1) = 11, \text{successor}(9-1) = 11, \text{successor}(11-1) = 11, \text{successor}(15-1) = 18, \text{successor}(23-1) = 33, \text{successor}(39-1) = 50$ 以及 $\text{successor}(71-1) = 84$ 。

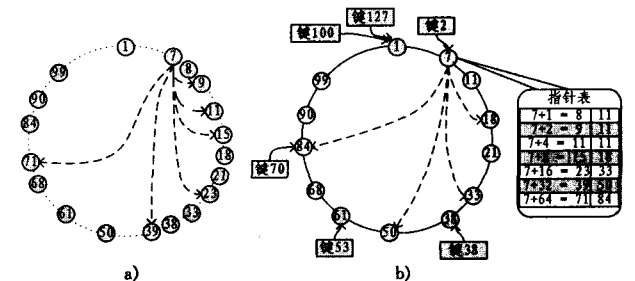


图 2 环图 R_7 与 Chord

3.2 CAN

动态网络中的 Chord 实际上演变成非常数度的拓扑, 而 S. Ratnasamy 等人在同一年则提出了一个常数度的网络 CAN(Content Addressable Network)[8], CAN 基于 d 维的超环面图, 即 Cayley 图 $T_{d,k} = Cay((Z_2^d, +), \{z_1 z_2 \dots z_d \mid \text{有且只有一位} \in \{1, -1\}, \text{其他位为 } 0\})$ 。

CAN 使用一个虚拟的 d 维超环面(torus)笛卡儿坐标空间作为其对等点标识符空间和资源键空间。与 Chord 不同, CAN 中对等点标识符与其 IP 地址没有任何关系。整个坐标空间根据系统中的所有结点动态划分, 每个结点在坐标空间上占据一个独一无二的坐标区域, 形式上对等点标识符可以用 (from, to) 表示, 其中 $\text{from}, \text{to} \in Z_2^d$ 。而 CAN 中的资源键则通过使用一致的哈希函数, 把资源名称散列到 d 维超环面笛卡儿坐标空间中的一点得到。

从顶点分裂/合并理论来看, CAN 中标识符为 $(\text{from}, \text{to}) = (f_0 f_1 \dots f_{d-1}, t_0 t_1 \dots t_{d-1})$ 的对等点实际上是 $T_{d,k}$ 中顶点标识符 $g_0 g_1 \dots g_{d-1}$ 满足 $f_i \leq g_i < t_i (0 \leq i \leq d-1)$ 的那些顶点的代

表。对于把 d 维空间划分为 N 个相等区域的系统,每个结点维护 $O(d)$ 个邻居。如果两个对等点在坐标空间上相邻(区域在 $d-1$ 维上有重叠,剩下的一维上相邻)则它们互为邻居。形式上来看,任意两个对等点 $(f_0 f_1 \dots f_{d-1}, t_0 t_1 \dots t_{d-1})$ 和 $(f_0' f_1' \dots f_{d-1}', t_0' t_1' \dots t_{d-1}')$, 若存在 $i \in Z_d$ 满足:

- 1) $t_i = f_i' \bmod k$, 或 $t_i' = f_i \bmod k$
- 2) 任意 $k \in Z_d \setminus \{i\}$, 均有 $[f_k, t_k] \cap [f_k', t_k'] \neq \emptyset$ 。

则这两个对等点是相邻的。

图 3 中的 a) 给出了 2 维超环面 $T_{2,8} = \text{Cay}((Z_8^2, +)$, 每个顶点的坐标范围都是 $[0, 8)$, 它分别与纵横两个坐标上相邻的顶点相连接, 因而每个顶点的度都是 4。值得注意的是, 坐标上的 0 和 7 在模 8 的意义下也是相邻的, 因而图上有对应的“折叠”连接。图 b) 是基于图 a) 的 CAN 在某时刻的覆盖网络拓扑。CAN 中的对等点标识符实际上是由它所负责的区域“左下角”和“右上角”的坐标所组成。如 P_3 所负责的矩形区域的左下角坐标为 (44), 右上角坐标为 (88), 因此它的标识符为 (44, 88)。事实上 P_3 这个对等点是由图 a) 右上角灰色矩形框内的顶点合并而成的, 这些顶点所负责的坐标区域的并等于 P_3 所负责的坐标区域。左面, P_3 与 P_1 相邻; 上面(在模 8 的意义下), 与 P_2, P_6, P_4 相邻; 右面(同样在模 8 的意义下), 与 P_1 相邻; 下面与 P_4, P_5 相邻。因而 P_3 的路由表中保存有对等点 P_1, P_5, P_6, P_2 和 P_4 的标识符和 IP 地址等相关的信息。

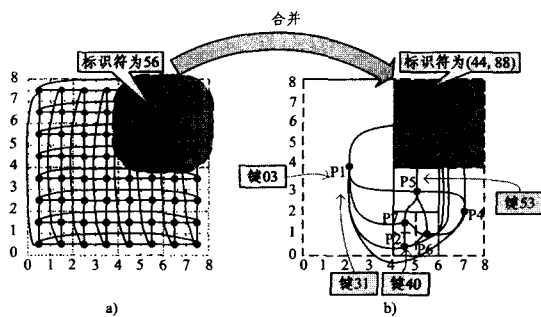


图 3 2-torus $T_{2,8}$ 与 CAN

3.3 Ulysses

Chord 和 CAN 事实上代表了 P2P 覆盖网络中的两种类型。前者是非常数度网络, 而后者是常数度网络。但研究^[9]表明, 它们都没有达到路由长度和路由表大小意义上的最优化。A. Kumar 等在 2004 年提出 Ulysses^[10], 它能够达到 J. Xu 所提出的理论上的度以及直径的下界。Ulysses 建立在蝶图 (Butterfly graph) 上, 通过添加捷径连接来获得比蝶图更短的路由长度, 事实上, 修改后的图依然是 Cayley 图, 其定义为 $B_{r,k} = \text{Cay}(((Z_r^k, Z_k), \cdot), \{(x0^{k-1}, 1) \mid x \in Z_r\} \cup \{(0^k, y) \mid y \in Z_k \setminus \{0\}\})$ 。

Ulysses 上的对等点标识符以及资源键都是二元组。基于图 $B_{2^m, k}$ 的 Ulysses 系统的标识符空间表示为 $\{(x_0 x_1 x_2 \dots x_{n-1}, l) \mid n \geq 0, x_i \in \{0, 1\}, 0 \leq i \leq k-1\}$, 文献^[10]把对等点标识符的第二元 l 称为该对等点所在的层次 (level)。Ulysses 的资源键空间表示为 $\{(a_0 a_1 a_2 \dots a_{m-1}, \beta) \mid a_i \in \{0, 1\}, 0 \leq \beta \leq k-1\}$ 。为了把对等点标识符和图 $B_{2^m, k}$ 上的顶点标识符对应起来, Kumar 等定义了函数 $AP(x_0 x_1 x_2 \dots x_{n-1}, i, k) = x_i x_{i+k} x_{i+2k} x_{i+3k} \dots$ 。给定一个 Ulysses 的对等点标识符 $(X, l) =$

$(x_0 x_1 x_2 \dots x_{n-1}, l)$, 若 $n = k$, 则其对应于图 $B_{2^m, k}$ 上的顶点 $(AP(X, 0, k) AP(X, 1, k) AP(X, 2, k) \dots AP(X, k-1, k), l)$, 其中需把 $AP(X, i, k)$ 看成二进制字符串, 并改写成对应的十进制。比如, 若 $k = 2, l = 1, X = 011011$, 则 Ulysses 上的标识符 (011011, 1) 对应于图 $B_{2^3, 2}$ 上的顶点标识符 (“011” “101”, 1) = (35, 1)。与 CAN 一样, Ulysses 的对等点标识符与其位置信息没有任何关联, 而是随机产生并随系统的变化而变化的。

从顶点分裂/合并理论来看, 任意给定一个对等点标识符 $(X, l) = (x_0 x_1 x_2 \dots x_{n-1}, l)$, 则它所负责的图 $B_{2^m, k}$ 中的顶点集合 $VSet(X, l)$ 可以通过 2 个步骤获得:

- 1) 在字符串 $x_0 x_1 x_2 \dots x_{n-1}$ 尾部增加 0 或 1, 使其长度为 mk , 并形成集合 RS ;
- 2) 得到 (X, l) 所代表的图 $B_{2^m, k}$ 中的顶点集合 $VSet(X, l) = \{(AP(Y, 0, k) AP(Y, 1, k) AP(Y, 2, k) \dots AP(Y, k-1, k), l) \mid Y \in RS\}$, 其中需把 $AP(Y, i, k)$ 改写成十进制的形式。

举个例子, 若 $m = 3, k = 2$, 设 (101, 1) 是 Ulysses 上的对等点标识符, 在 101 尾部扩展 0 或 1 使其长度为 6, 得到集合 {101000, 101001, 101010, 101011, 101100, 101101, 101110, 101111}。因而对等点 (101, 1) 是图 $B_{2^3, 2}$ 中的顶点 (60, 1)、(61, 1)、(70, 1)、(71, 1)、(62, 1)、(63, 1)、(72, 1) 和 (73, 1) 合并而成的。我们发现, 若只看顶点标识符的第一元, 则这些标识符代表了一个矩形区域, 左下角坐标为 60, 右上角坐标为 74, 相当于图 3 b) 中 P_4 的区域。因而 Ulysses 的对等点标识符用类似 CAN 的写法也可以写成 $(\{(60, 74)\}, 1)$, 但 Ulysses 中的表示较为简洁。

图 4 a) 是 Cayley 图 $B_{2,2}$ (仅给出部分连接), 该图含有两个层, 为了使图更容易看, 我们给出了两个第 0 层, 实际上它们是一样的。可以看出 $B_{2,2}$ 每层也都是一个 2 维坐标空间, 图中的连接仅存在于层与层之间, 层内部的顶点不存在任何连接。图 4 b) 是基于 $B_{2,2}$ 的 Ulysses 在某时刻的覆盖网络拓扑。暗灰色的矩形区域示意了 Ulysses 拓扑是如何由 $B_{2,2}$ 通过顶点合并操作而形成的。形象地说, 一个位于层次 l 的对等点 (X, l) , 会连接到所有处于层次 $l+1$ 的对等点 $(X', l+1)$, 其中 (X, l) 的区域与 $(X', l+1)$ 的区域在除了 $l+1$ 维以外都存在交集。

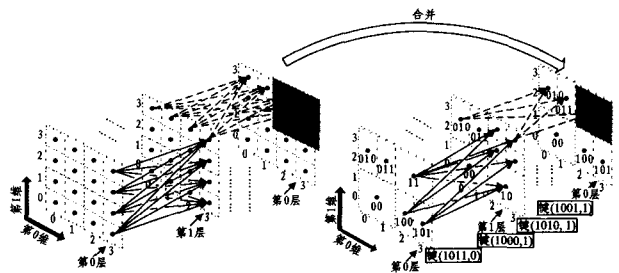


图 4 Cayley 图 $B_{2,2}$ 与 Ulysses

3.4 几种结构化 P2P 覆盖网络拓扑性质比较

表 1 总结了这几种具代表性的结构化 P2P 覆盖网络对应的静态拓扑的特征。Chord 和 CAN 都不能同时达到路由表大小和直径意义上的最优化, 而基于改进的蝶图的 Ulysses 则可以保证同时达到这两个指标的下界。除了上述 3 个典型

(下转第 132 页)

的性能进行了测试和分析,同时将 Jikes RVM 的自适应编译器的性能与 Sun JVM 的性能进行了比较和分析。虽然 Jikes RVM 基线编译器的性能较差,但是作为自适应编译器的组成部分,它可以减少程序的启动时间,从而减少整个程序的编译和运行时间。Jikes RVM 的优化编译器按照 HIR→LIR→MIR 的过程将程序进行转换,并在转换的过程中对程序进行优化,最后生成高效的可执行代码。但是,由于要对整个程序进行转换和优化,因此程序的编译时间比较长。Jikes RVM 自适应编译器的关键是确定重编译策略。确定策略时,要估算方法的重编译时间及重编译后的执行时间和当前方法的执行时间。如果前两个时间的和小于方法的当前执行时间,那么就对方法进行重新编译,否则不进行。总之,由于采用了一系列的编译优化技术,Jikes RVM 的动态编译器总体体现了较高的性能,为研究 Java 动态编译技术提供了良好的平台。

参 考 文 献

[1] Bill V. Inside the Java Virtual Machine. Second Edition[Z]. Beijing: China Machine Press, 2005
 [2] lindholm T, Yellin F. The Java Virtual Machine Specification.

Second Edition[Z]. Addison-Wesley Publishing Co., 1999
 [3] Alpern B, Litvinov V, Attanasio C R, et al. The Jalapeno virtual machine[Z]. 2000, 39: 211-238
 [4] Donald P. The Jikes Research Virtual Machine User's Guide 2.9.0[Z]. 2007
 [5] Suganuma T, Ogasawara T, Takeuchi M, et al. Overview of the IBM Java Just-in-Time Compiler[Z]. 2000, 39(1)
 [6] Arnold M, Fink S, Grove D. Adaptive Optimization in the Jalapeno JVM[C]//ACM SIGPLAN Conference on Object Oriented Programming, Systems, Languages, and Applications. ACM Press, 2000
 [7] Burke M G, Fink S, Grove D, et al. The Jalapeno Dynamic Optimizing Compiler for Java[C]. 1999
 [8] Zhao Jisheng. Jikes RVM Adaptive Optimization System with Intelligent Algorithms[D]. The University of Manchester, 2004
 [9] SPECjvm Client 98 Documentation release 1.03 edition [Z]. Standard Performance Evaluation Corporation
 [10] 崔慧敏, 戴桂兰, 王生原, 等. 动态编译技术研究[J]. 计算机科学, 2004, 31(7)

(上接第 83 页)

的结构化 P2P 系统外,常见的还有 Pastry^[11] 和 Tapestry^[12]。Pastry 同样基于环,每个结点有 $O(\log n)$ 个邻居,平均查找长度为 $O(\log n)$ 。最近,文献[13-15]分别独立地提出了基于 de Bruijn 图的结构化 P2P 覆盖网络。但由于 de Bruijn 图并不是 Cayley 图,因此在此我们不再讨论。

表 1 几种结构化 P2P 覆盖网络拓扑的性质

结构化 P2P 覆盖网络	对应的静态拓扑	顶点数	度	直径
Chord	Ring	2^d	d	$\log n$
CAN	d-torus	k^d	$2d$	$d \lfloor k/2 \rfloor$
Ulysses	Improved Butterfly	kr^k	$r + k - 2$	$r + 1$

结束语 Cayley 图在并行分布式互连网络中有着重要的作用,由于 Cayley 图的顶点对称性和传递性,使得我们分析互连网络拓扑结构十分方便,尤其是对于结构化 P2P 覆盖网络。对于几种典型的结构化 P2P 覆盖网络,提出者们事先并不知道它们的静态拓扑就是 Cayley 图,文献[3]指出了这些结构化 P2P 覆盖网络的静态拓扑属于 Cayley 图,但并没有分析它们的构造本质,因此,在本文中,我们在文献[3]的基础之上,使用 Cayley 图的方法,分析了这几种典型的结构化 P2P 覆盖网络的构造本质,由此,为分析和构造更多的 P2P 覆盖网络提供了一种新的方法。

参 考 文 献

[1] Chen G, Xu C, Shen H, et al. P2P overlay networks of constant degree [C]//Proc. of the Int'l Workshop on Grid and Cooperative Computing. 2003: 285-192
 [2] Aberer K, Alima L O, Ghodsi A, et al. The essence of p2p: a reference architecture for overlay networks [C]//Fifth IEEE International Conference on Peer-to-Peer Computing. 2005: 11-20
 [3] Qu C, Nejdil W, Kriesell M. Cayley DHTs - a group - theoretic framework for analyzing DHTs based on cayley graphs [C]//The Second International Symposium on Parallel and Distributed Processing and Applications. 2004: 89-105
 [4] Akers S B, Krishnamurthy B. A group-theoretic model for sy-

mmetric interconnection networks [J]. IEEE Trans. Comput, 1989, 38: 555-566
 [5] Leighton F T. Introduction to Parallel Algorithms and Architectures; Arrays, Trees, Hypercubes [M]. Morgan Kaufmann, 1992
 [6] Parhami B. Introduction to Parallel Processing; Algorithm and Architectures [M]. Plenum, 1999
 [7] Stoica I, Morris R, Karger D, et al. Chord: A scalable peer-to-peer lookup service for internet applications [J]. Computer Communication Review, 2001, 31: 149-160
 [8] Ratnasamy S, Francis P, Handley M, et al. A scalable content addressable network [J]. Computer Communication Review, 2001, 31: 161-172
 [9] Xu J, Kumar A, Yu X. On the fundamental tradeoffs between routing table size and network diameter in peer-to-peer networks [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2004, 22: 151-163
 [10] Kumar A, Merugu S, Xu J, et al. Ulysses: A robust, low-diameter, low-latency peer-to-peer network [J]. European transaction on telecommunications, 2004, 15: 571-587
 [11] Rowstron A, Druschel P. Pastry: Scalable, distributed object location and routing for large-scale peer-to-peer systems [C]//IF-IP/ACM International Conference on Distributed Systems lat-forms. 2001: 329-350
 [12] Zhao Y, Kubiawicz J, Joseph A. Tapestry: An infrastructure for fault-tolerant wide-area location and routing [R]. Technical Report UCB/CSD-01-1141. University of California, Berkeley, 2000
 [13] Loguinov D, Kumar A, Rai V, et al. Graph-Theoretic Analysis of Structured Peer-to-Peer Systems; Routing Distances and Fault Resilience [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2005, 13: 1107-1120
 [14] Kaashoek F, Karger D R. Koorde: A Simple Degree - optimal Hash Table [J]//International Conference on Peer to Peer System II [C], vol. 2735, 2003: 98-107
 [15] Fraigniaud P, Gauron P. D2B: a de Bruijn based content-addressable network [J]. Theoretical Computer Science, 2006, 355