

文章编号: 1001-0920(2012)06-0839-06

结构化对等网络中基于信誉的乐观路由决策

杨磊, 秦志光, 蓝天, 钟婷

(电子科技大学 计算机科学与工程学院, 成都 610054)

摘要: 提出一种结构化P2P网络环境下的路由决策方法. 该方法利用Beta评估机制对P2P节点路由行为进行信任度量, 并针对P2P节点的短期在线行为, 通过引入置信度避免了短期在线节点产生不可靠的信誉值; 在基于Chord协议的P2P网络路由决策过程中, 提出了乐观路由的思想; 采用贪婪决策与信誉决策相结合的方式, 实现了合理的多路径路由. 该方法兼顾了效率和可靠性两方面因素. 仿真结果表明, 该方法在减少路由跳数和提高路由成功率方面都取得了较好的效果.

关键词: 结构化对等网络; 信誉; Chord; 乐观路由决策

中图分类号: TN391.06

文献标识码: A

Optimistic routing decision based on reputation in structured P2P networks

YANG Lei, QIN Zhi-guang, LAN Tian, ZHONG Ting

(School of Computer Science and Engineering, University of Electronic Science and Technology of China, Chengdu 610054, China. Correspondent: YANG Lei, E-mail: peer98xyz@163.com)

Abstract: An optimistic route decision method based on the reputation is proposed in structured P2P networks. The reputation is evaluated by using the Beta reputation mechanism before the routing decision process. Meanwhile, the confidence is introduced for some nodes which have short-time lifetime, which makes the reputation more reliable against the nodes with short lifetime. In the process of routing decision under P2P environment based on the Chord protocol, the concept of the optimistic routing is proposed. Greedy selection and reputation based selection are integrated to achieve a reasonable way to multi-path routing. Routing-decision takes into account two factors of the efficiency and the reliability. Simulation results show that this method can reduce routing hops and improve the success rate of routing.

Key words: structured peer-to-peer networks; reputation; Chord; optimistic routing decision

1 引言

自P2P技术出现以来, 便受到了业界普遍关注并逐渐活跃于各应用领域. 在P2P网络中, 每个参与实体(peer)既是服务端又是客户端, 节点之间地位平等, 网络具有自治、动态、匿名、开放等特性, 这些特性给用户带来了极大便捷. 然而, P2P网络快速发展的同时, 也面临着一些挑战^[1], 其中一个关键问题是: 如何在大规模的P2P环境下准确高效地定位到资源节点. 针对该问题, 通常根据节点信息存储及搜索方法把P2P网络结构划分为以下3类进行讨论: 有中心服务器的P2P网络(如Napster), 非结构化P2P网络(如Gnutella)以及结构化P2P网络(如基于Chord, CAN, Pastry等算法构成的P2P网络). 相对而言, 结构

化的P2P网络可扩展, 易管理, 更适合大规模网络环境, 因而具有更好的应用前景. 结构化P2P网络大多基于分布式哈希表(DHT)技术, 其主要思想是通过哈希方法为节点和资源赋予一个全局唯一ID, 再结合特定算法把资源ID映射到节点ID, 从而实现资源的定位. 这种网络结构很好地解决了早期对等网络面临的单点失效、泛洪转发导致的消息泛滥以及可扩展性差等问题. 在结构化P2P网络中, Chord协议具有简单、可靠、查找高效等优势, 是DHT结构模型中最典型的代表. 如何针对Chord协议的相关设计优化其路由性能, 对P2P网络的发展至关重要.

针对经典的Chord模型^[2], 研究人员已进行了一些有价值的研讨. 文献[3]构建了多个环, 节点在每步

收稿日期: 2010-12-22; 修回日期: 2011-05-11.

基金项目: 国家自然科学基金项目(60873075); 国家863计划项目(2009AA01Z422).

作者简介: 杨磊(1976—), 男, 博士生, 从事P2P信任建模及路由协议等研究; 秦志光(1956—), 男, 教授, 博士生导师, 从事信息安全等研究.

查找时会在多个 Chord 环上对比路径, 根据最短路径选择下一跳, 从而大幅提高了查找性能; 但每个节点需维护多个环状态. [4] 根据节点能力大小将节点分为普通节点和桥接节点, 然后根据资源内容分类将节点划分为若干环, 所有桥接节点单独形成一个环, 节点通过桥接节点相互联系; 该模型牺牲了健壮性以提高查询效率. [5] 利用 Chord 环的双向特性并采用标识符表示位取值的方式提高路由性能, 降低了平均路径长度; 但同时生成了附加成本. [6] 从安全角度出发, 对 Chord 相关算法进行了研究, 提出对中间转发节点隐藏消息头和消息内容以保证节点的信息安全. 事实上, 随着 P2P 信誉机制研究的进展, 在路由决策过程中结合信誉机制是一种很有前途的方法. [7-8] 提出了路由决策中的信任管理方法, 其基本思想是基于信誉指导路由, 选择更可靠的节点转发, 同时根据节点信任度的变化不断更新网络的拓扑结构, 避免与故障节点连接, 从而提高了路由路径的可靠程度.

通过对已有方法的研究可以发现, 大多数典型的改进算法都是通过优化 Chord 环的结构(其本质是改进了每个节点的路由表)来实现路由性能的优化. 但调整了路由表结构之后, 仍然沿袭了原始 Chord 算法中的贪婪决策进行路由. 本文将从一个全新的角度进行改进, 即重点考虑了决策的方式对路由性能的影响, 这是本文方法与其他改进方法的最大不同之处. 另外, 单纯依靠信誉指导路由虽然可以提高可靠性, 但却影响了路由的效率. 因此本文结合信誉决策和贪婪决策的优势, 使得路由决策过程在可靠性和效率上进行折衷, 既能保证路由由快速地进行, 又能以较高的概率实现成功路由.

2 基于信誉的乐观路由决策

2.1 历史路由行为评估

节点的路由行为可分为合作与不合作两种. 不合作节点蓄意把消息转发到错误的节点或根本不进行转发. 信誉计算是为了度量节点历史路由行为特征, 降低不合作节点被选择的概率, 尽量将其排除在路由路径之外, 通过信誉信息指导路由决策过程. 在计算信誉之前, 需要收集对转发节点历史路由行为的反馈. 本文使用文献 [9] 提出的转发反馈协议 (FFP 协议) 对反馈信息进行传播. FFP 协议在现存的服务请求路由协议上进行了扩充. 其基本思想是, 路由路径上的所有节点共享路由发起节点的反馈. 具体而言, 反馈消息在路由路径上进行跟踪. 源节点发送一个附带超时标识的消息, 从而发起一次路由. 在一次超时或者得到响应之后, 源节点产生一个反馈, 该反应用一个简单的 bit 来描述转发是否成功, 并用来告知路由路径上的每一个中间节点消息是否成功抵达. 反馈消息跟

踪原路由路径传播. 通过这个反馈, 该路径上的每一个中间路由节点都能对自己的本次路由决策进行大致判断. 在这种方式下, 不仅路由源节点能通过响应判断其下一跳的路由信息, 而且通过反馈的传播, 使得路由路径上的每一个节点都能获得自己的下一跳节点的部分路由信息. 即所有观察到的信息被路径上的节点共享, 相对于节点独自地去评估其邻居的路由性能, 节点的信誉能更快趋于稳定状态^[9].

利用 FFP 协议收集的信息可形成信誉评估样本集, 基于节点历史路由行为的反馈, 本文利用 Beta 信誉评估的思想^[10] 对节点历史行为特征进行评估. 每个节点对其邻居 i 的行为特征进行如下描述: θ_{ij} 表示节点 i 的邻居节点 j 以 θ_{ij} 发现一条可行路径的概率, 节点的路由交互行为可视为一个伯努利试验, 由于参数 θ_{ij} 未知, 每个节点通过假设 θ_{ij} 服从一种先验分布来对这种不确定性建模. 在贝叶斯分析中, Beta(a, b) 分布通常选择一个值在范围 $[0, 1]$ 内的随机变量作为先验分布, 随着每次新交互发生, 该参数值被刷新. 对参数 θ_{ij} 的估计是通过观察节点并进行若干次交互后得出的. 一个标准的贝叶斯过程如下:

初始化时, 先验分布为 Beta($1, 1$), 它是在 $[0, 1]$ 上的均匀分布, 这表示对于 θ_{ij} 的估计缺少先验知识; 然后, 两个节点完成了 $s_{ij} + f_{ij}$ 次交易, 即邻居节点成功路由了 s_{ij} 次, 失败 f_{ij} 次. 根据 $a = a + s_{ij}$ 以及 $b = b + f_{ij}$ 更新先验. 如果参数 θ_{ij} 为常量, 则在足够的交易次数后 (n 足够大), 有 $a \approx \theta_{ij} \times n$, $b \approx (1 - \theta_{ij}) \times n$, 因此, 只需利用该节点对其邻居的经验 (a, b) 便能动态更新参数 θ 的概率分布, 即 θ 的后验分布为 Beta($1 + s_{ij}, 1 + f_{ij}$).

设节点 i 对节点 j 的直接交互历史为 H_{ij} , 可表示为 $H_{ij} = \{h_{ij}(1), h_{ij}(2), \dots, h_{ij}(k)\}$, 其中 $h_{ij}(k)$ 表示 i 认为 j 的第 k 次路由是否成功. 本文以参数的估计量来考察节点的信任程度.

定理 1 $\hat{\theta}_{ij} = \frac{1+a}{2+a+b}$ 是参数 θ 的无偏、相合估计量.

证明 显然, 由 $E(\hat{\theta}_{ij}) = \theta_{ij}$ 可知 $\hat{\theta}_{ij}$ 为参数 θ_{ij} 的无偏估计量. 另外, 因为

$$D(\theta_{ij}|H_{ij}) = \frac{(a+1)(b+1)}{(a+b+1)(a+b+2)^2} < \infty,$$

根据 Chebyshev 不等式, 对于 $\forall \varepsilon > 0$, 有

$$P(|\theta_{ij} - \hat{\theta}_{ij}| \geq \varepsilon) \leq D(\theta_{ij}|H_{ij})/\varepsilon^2.$$

所以 $\lim_{n \rightarrow \infty} P(|\theta_{ij} - \hat{\theta}_{ij}| < \varepsilon) = 1$, 从而 $\hat{\theta}_{ij}$ 为参数 θ_{ij} 的相合估计量. \square

定义 1 直接信任度为

$$\text{dir}T_{ij} = \hat{\theta}_{ij}, \quad (1)$$

其中 $\hat{\theta}_{ij}$ 为参数 θ_{ij} 的估计量. 节点的直接信任度表示了基于对邻居节点历史路由行为的观察, 对邻居将来路由行为的一个预期, 体现了直接信任关系.

对邻居节点 p 的路由评估来自两个方面: 1) 直接信任关系. q 和邻居节点 p 共同参与路由过程, 即它们位于同一路由由路径上, 此时节点 q 可以根据路由响应消息 (q 为本次路由发起节点) 或者反馈信息 (p 和 q 都是该路径的中间转发节点, 通过 FFP 协议获得反馈), 直接对本次路由中 p 的服务进行评估, 体现了 q 对 p 的一种直接信任关系. 2) 间接信任关系. 若 q 和 q' 都是节点 p 的直接邻居节点, 则直接邻居 p , q 以及 p, q' 共享邻居信息. 若某些路由过程是 q' 与邻居 p 共同参与, 而 q 未参与, 则由直接信任度, q' 对 p 进行评估, 并把这种反馈告知 q . q 通过节点 q' 对 p 的反馈形成一种间接的信任关系. 换言之, 节点 q 对于节点 p 的这种信任关系来自于节点 q' 的推荐.

由于节点可能存在撒谎, 需对推荐进行过滤, 即把推荐分为诚实和不诚实两类. 因为事先并不知道节点本身的行为特征, 即不知道分类标准, 故采用聚类处理. 聚类算法可以视为无监督的分类, 适合在事先不明确分类标准的情况下对数据集进行聚合. 因此, 本文利用聚类算法对该节点的所有评价 (推荐) 进行聚合, 目的是过滤掉不诚实推荐.

假定系统中提供诚实推荐的节点数量占优 (这种假设是合理的, 否则现有的绝大多数基于推荐的信誉机制都将失效), 本文采用 k -means 聚类方法^[11] 对推荐进行处理. 输入为推荐节点对节点 k 的评估结果, 输出为聚类后较大簇的质心. 算法如下:

算法 1 聚类算法

```

cluster  $\{r_{1k}, r_{2k}, \dots, r_{mk}\}$ 
{
  Scan  $\{r_{1k}, r_{2k}, \dots, r_{mk}\}$  get  $r_{\max}$  and  $r_{\min}$ ;
  Set initial centroid  $C_{\max} = r_{\max}, C_{\min} = r_{\min}$ ;
  repeat
    assign every point to the proximal centroid
    form two cluster;
    updating the centroid;
  until the centroid is stable;
  return the centroid of the bigger cluster  $C_{\max}$ ;
}

```

定义 2 推荐拟合度为

$$\text{Coup}_{ik} = \frac{1 - |r_{ik} - C_{\max}|}{\sum_{rm} 1 - |r_{ik} - C_{\max}|}, \quad (2)$$

其中 rm 为推荐数量. 推荐拟合度反映了对于节点 k , 节点 i 作出推荐 r_{ik} 和主流意见 C_{\max} 的拟合程度. 与

质心越接近的推荐, 对全局信誉值的计算影响越大, 在合成推荐信任值时具有更大的推荐权重.

定义 3 间接信任度为

$$\text{Indir}T_{ik} = \sum_{rm} \text{Coup}_{ik} \text{dir}T_{ik}. \quad (3)$$

对于待评估的节点 k , 通过对不同推荐节点赋予不同的推荐权重, 合成关于节点 k 的间接信任度.

定义 4 节点信誉度为

$$R_{ik} = \beta^{1/M} \text{dir}T_{ik} + (1 - \beta^{1/M}) \text{Indir}T_{ik}. \quad (4)$$

节点的信誉度反映了节点 i 基于与节点 k 的直接交互经验, 以及关于节点 k 的推荐信息, 合成对于节点行为的一种综合评判, 表达了在消息转发过程中, 对于节点转发能力上的一种信仰. 其中: 调节参数满足 $0 < \beta < 1$, M 为节点 i 与节点 k 直接交互的次数. 随着直接交互次数的增多, 直接评估的权重系数越来越大, 表现为节点对于自己的判断更为自信.

通过上述 Beta 评估过程, 对节点历史路由行为进行了信任度量. 然而, 在实际的 P2P 网络中, 大量节点呈现短期在线行为. 因此, 针对评估过程, 这样产生的信誉值并不能真正确保路由路径一定可靠, 还需考虑信誉的可靠程度究竟有多大. 下面首先分析上述评估过程在相应节点离开系统之前, 建立可靠信誉的可行性, 不妨称之为可行性概率 π .

类似于文献 [12], 假定每个新加入节点的生存时长服从指数分布. 在结构化网络中, 一个新节点选取与它同时加入的节点作为邻居几乎不可能, 所以一个新节点的邻居节点通常是网络中已存在的节点. 对于邻居节点的余留时长 R_i , 其分布函数为

$$F_R(x) = \Pr(R_i < x) = \frac{1}{E[L_i]} \int_0^x (1 - F(y)) dy. \quad (5)$$

其中: $F(y)$ 为邻居 i 的生存时长 L 的分布函数, $E[L]$ 为生存时长的期望值. 在邻居节点的余留时长内, 节点和邻居节点的交互次数可视为一个泊松过程. 即在时间间隔 $[0, t]$ 内, 发生 k 次交互的概率为

$$\Pr(N_h = k) = \frac{(\lambda t)^k e^{-\lambda t}}{k!}. \quad (6)$$

对于第 i 个邻居节点, 假设该邻居节点是诚实的, 当它离开系统之前, 其路由的消息数目 N_x 大于最小交互次数阈值 m , 则在邻居节点余留时间内, 信誉值可靠的概率为

$$\pi = \int_0^{\infty} \Pr(N_x \geq m) f_R(x) dx, \quad (7)$$

其中 $f_R(x)$ 为节点余留时间的密度函数. 因此, 只有当交互次数大于阈值时才有理由认为信誉是可靠的.

下面来确定最小交互次数阈值. 根据统计理论, 对于给定的估计偏差, 估计量的置信水平取决于抽样的样本数量.

定理 2 设节点路由交互次数为 m_{ij} , 置信水平为 γ , 变量 θ_{ij} 的估计偏差为 ε , 则 $m_{ij} \geq 1/2\varepsilon^2\sqrt{1-\gamma}$.

证明 根据 Markov 不等式, 对 $\forall \varepsilon > 0$, 有

$$P(|\theta_{ij} - \hat{\theta}_{ij}| \geq \varepsilon) \leq E|\theta_{ij} - \hat{\theta}_{ij}|^4 / \varepsilon^4.$$

另外, $E|\theta_{ij} - \hat{\theta}_{ij}|^4 \leq 1/4m_{ij}^2$, 从而有

$$P(|\theta_{ij} - \hat{\theta}_{ij}| \geq \varepsilon) \leq 1/\varepsilon^4 m_{ij}^2 \leq 1 - \gamma. \quad \square$$

对于给定的置信水平和系统容忍误差, 可以确定一个最小的交互次数, 当节点路由次数大于最小交互次数阈值时, 可以认为信誉是可靠的. 确定置信因子的表达式是一个挑战性的问题, 通常的解析式只能求得闭合解而不能得到一个数值解^[13]. 为了工程上的可行性, 可以由系统根据经验直接设置一个置信度默认值.

前面论述了如何度量一个节点的历史路由行为特征. 基于节点的信誉, 下一节将讨论如何合理选择转发节点.

2.2 乐观转发策略

首先简要回顾 Chord 环中的路由策略. Chord 是一个简单精确的环型结构, 它基于安全一致性散列函数来分配节点 ID 和资源 ID, 并将节点和资源对象映射到覆盖网中. 假定节点值和标识值都用一个 m 位二进制表示, 则表中最多有 m 个表项. 节点 n 的表中第 i 项是圆环上标识大于或等于 $(n + 2^{i-1}) \bmod 2^m$ 的第 1 个节点, 设 $s = \text{successor}(n + 2^{i-1})$, $1 \leq i \leq m$, 则称节点 s 为节点 n 的第 i 个指针, 即 $n.\text{Finger}[i]$, 显然, $n.\text{Finger}[1]$ 即是节点 n 的直接后继. 环上每个节点只需要维护全网中小部分节点信息, 节点对越靠近该节点, 其他节点的信息越清楚.

Chord 结构中最简单的路由方法是逐跳路由. 简言之, 每个节点把消息直接路由给后继节点. 因此, 对于一个指定键值的查找, 只需要通过它们的后继节点沿环的顺时针进行路由, 当遇到跨骑在指定标识值的两个节点时, 第 2 个节点即为目标节点. 逐跳路由简单但效率极低. 为了加速查找过程, 通常采用折半递归法. 即根据贪婪算法进行决策, 每个指针项都以 2 为幂分割 Chord 环, 每次查询都至少以剩余距离的一半进行. 由于一个节点的指针表通常不具备足够的信息来确定任意键值 K 的后继节点, 当节点 n 通过查找比自己更接近 K 键值的节点时, 该节点将会比节点 n 知道更多键值 K 附加区域内的信息. 因此, 节点 n 只需要搜索其指针表, 定位到离键值 K 最近的节点. 重复这样的过程, 直至到达目标. 折半递归法根据贪婪算法来选取自己指针表中最接近键值的那个节点作为下一跳, 朝着目标方向以长度递减的方式进行路由.

Chord 协议的路由决策思想以及后续的改进措施^[3-5]保证了在理想状态下(即节点都合作)的路由效率, 因为贪婪决策总能最快逼近目标. 事实上, Chord 与 CAN, Pastry 类似, 都是通过分布式哈希表来实现路由查询. 虽然可以大大提高查找效率, 但是无法实现多路径路由, 因此, 当网络中存在不合作节点时, 如果一条路由消息刚好传递给不合作节点, 则本次路由过程将失败. 引入信誉机制将有效地解决这样的问题, 因为一个节点的信誉信息可以描述该节点的历史路由行为, 在邻居节点集中, 具有最高信誉的节点往往是最可靠并且稳定的. 这种可靠性不仅表现在节点自己在转发过程中的合作行为, 而且可从侧面反映出通过该转发节点选择的后续路径的质量. 显然, 使用信誉指导路由的方法可以使得路由消息以最大概率成功到达目的节点.

如果单纯地依靠信誉值作为选择下一跳的标准, 则意味着消息可能需要更多的跳数才能达到目的节点. 这是因为在 Chord 环的指针表(路由表)中, 一个具有高信誉值的节点往往不一定与目的节点的距离最接近. 一种理论上的最坏的可能是: 如果在每个节点的路由表中, 其直接后继节点都具有最高的信誉值, 则根据信誉决策, 每次都只能选取直接后继转发, 从而路由算法将退化为逐跳路由的方式, 使得效率极低.

显然, 贪婪选择每次都从路由表中选取最接近目标键值的节点作为下一跳, 从而可保证快速逼近目标节点, 但若 Chord 环中存在不合作节点, 则贪婪选择的路由路径不可靠; 而信誉决策可以提供可靠路由, 但若路由路径上节点都是合作节点, 则逼近速度不如贪婪选择. 基于以上考虑, 本文提出了乐观路由的思想, 把贪婪决策和信誉决策两种方式结合起来, 实现效率和可靠性的折衷. 即首先假定路由由源节点到目标节点这一段 Chord 环上对应的节点都是合作节点, 决策过程中优先考虑贪婪算法, 如果路由成功, 则达到预期; 否则, 路由不成功, 表明至少有一中间节点不合作, 从而需要选择其他的转发节点以实现多路径路由. 此时, 新的路由决策过程必须考虑到信誉的因素. 通过前面论述的信誉评估过程, 一个节点的信誉值不单纯反映了该节点的转发能力, 而且也反映了通过该转发节点的后继路径相对而言具有最好的可靠性, 因此, 只需要从路由发起节点开始, 逐渐利用信誉决策取代贪婪决策, 即可实现以较快的速率发现可靠的路由路径.

具体而言, 从发起路由的源节点开始, 以贪婪决策的方式选择指针表中的下一跳节点往目标方向前进, 如果本段环中节点都是正常节点, 则路由成功; 否则, 需重发路由消息. 因此, 从发起路由的源节点开始,

选择最高信誉值的节点作为下一跳, 即第1跳以信誉决策的方式进行; 然后, 第2跳以及后面的节点仍继续以贪婪的方式选择转发节点, 这样的路由路径和前面的路由路径是不同的, 有可能避开前面路由路径中的不合作节点. 如果还不能成功, 则第1跳以及第2跳都采用信誉决策的方式, 从第3跳以及后面的节点继续以贪婪的方式选择下一跳. 重复这样的过程, 直至路由成功或者响应超时. 需注意的是, 路由过程结束后, 需根据信誉评估方法进行信誉值的更新. 图1给出了一个乐观路由决策的示意过程.

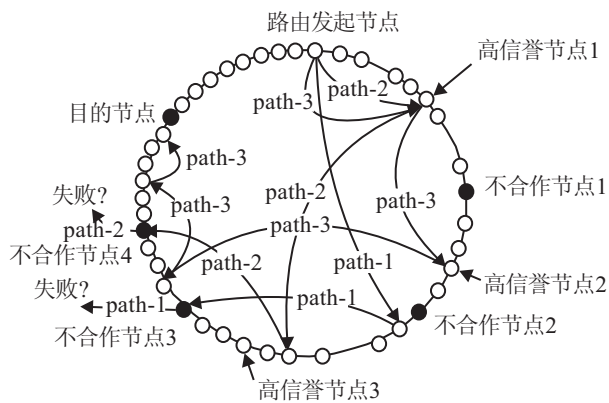


图1 乐观路由决策过程示意

在首次路由过程中, 以贪婪方法进行选择, 设首次路径为 path1, 在 path1 中的第2跳到达一个不合作节点3, 则本次路由失败; 源节点进行消息重发, 路径为 path2, 在 path2 的第1跳中, 由信誉决策选取了高信誉节点1, 第2跳和第3跳继续以贪婪方式选择, 在该路径中, 成功绕过了不合作节点3, 但是第3跳到达了不合作节点4, 同样路由失败; 源发起节点再次进行消息重发, 路径为 path3, 在 path3 的第1跳和第2跳都采用信誉决策, 后面的过程采用贪婪决策, 则经过5跳以后, 成功到达目的节点.

转发规则如下: 每一个路由消息包中, 包含一个消息重发次数标识符 re_{count} 和一个跳数标识符 hop_{count} , 均初始化为0. 对于每个转发节点, 当一条消息经过一个路由节点时, hop_{count} 增加1; 当每条路由消息被重发一次时, re_{count} 增加1.

1) 节点 p 接受到一个消息时, 需判断自己是否为目的节点. 若是, 则路由终止, 并进行响应; 否则, $hop_{count} + 1$, 继续选择转发节点.

2) 如果 $re_{count} \geq hop_{count}$, 则选择路由表中信誉最高的节点作为下一跳; 否则, 根据贪婪算法选择下一跳.

3) 若响应超时, 则源节点停止重发.

对一个 m 位的二维环 ID 空间, 假定 Chord 环中的 N 个节点均匀散布在环上, 设从节点 n 上查询关键字 k 的后继, 令 p 为 k 的直接后继, 则 n 从其指针表

中找到最接近关键字 k 的前节点指针. 如果存在 i 使得节点 $p \in [n + 2^{i-1}, n + 2^i]$, 这个区间内的第1个节点为 f , 则节点 n 和节点 f 的距离至少为 2^{i-1} , 而当节点 f 和节点 p 都位于区间 $p \in [n + 2^{i-1}, n + 2^i]$ 时, 两者距离至多为 2^{i-1} , 则平均跳数为 $O(\log N)$. 假定不合作节点均匀分布在环上, 由于节点的信誉不仅仅反映它自身选择下一跳的合理性, 而且反映后续路径的可靠性, 前几跳跨度平均值略小于原始 Chord 中的跨度 (即在贪婪决策之前的阶段), 后续决策过程所确定的跨度等于 Chord 中贪婪决策所产生的跨度. 因此本文方法的平均跳数约为 $O(\log N)$.

3 仿真实验

本文主要考虑从 Chord 路由决策方法上进行改进, 而非致力于 Chord 路由表结构的优化 (大多数典型改进算法是优化路由表后仍然采用贪婪决策). 实验的目的主要是为了对比不同的决策方式对路由性能的影响, 因此, 在下面的实验场景中, 对比了3种不同的路由决策方式的效果.

3.1 实验设置

为验证所提出的路由方法, 本文采用仿真软件 PeerSim 进行模拟实验. 仿真采用 Java 编写, 并基于开源的 Chord 协议实现模块. 这里对比了3种路由策略, 包括原始 Chord 折半查找采用的贪婪路由, 基于信誉的路由 (记为 RepChord)^[7] 和本文提出的乐观路由 (记为 OptChord), 目的是考察效率和可靠性, 因此, 主要针对路由平均跳数以及路由成功率进行了测试和对比. 每个仿真周期中, 节点向邻居节点发出查询消息, 如果邻居没有请求的资源, 则继续转发, 直到查找到拥有资源的目标. 节点中所需查询的文件是随机分布, 通过反馈消息更新节点的信誉值. 设置信誉度调节参数 $\beta = 0.5$, 置信度 $\gamma = 0.8$, 系统容忍误差 $\varepsilon = 0.1$.

3.2 平均跳数

本实验设定不合作节点比例为25%, 通过调整节点规模数来观察那些消息被成功转发的路由过程的跳数变化情况, 平均跳数为所有已成功的路由过程中跳数的平均值, 反映了逼近目标节点的速率. 如图2所示, 随着节点规模数的增加, 3种方法所需跳数都有所增加. 相对而言, Chord 协议所需要的平均跳数最少, 而 RepChord 所需的平均跳数最大. 原因是在 Chord 协议中, 每次都选择了最靠近目标节点的邻居节点作为下一跳, 因而具有最快的逼近速度. 而在 RepChord 中, 信誉值大小和转发节点与目标节点之间的距离并无关联. 从而需要经过更多的跳数才能达到目的节点. 在 OptChord 协议中, 对于首次就成功的路由过程, 其跳数与基于 Chord 协议的跳数完全

等同. 对于重发才成功的路由, 由于只有前几跳是信誉决策, 而后续的节点仍是贪婪决策, 逼近目标节点的速度远大于 RepChord 协议, 与 Chord 协议逼近速度非常接近. 这种现象也反映了对于状态良好的网络(不合作节点较少, 比如基于对等计算的机构联合), 仅仅依赖信誉进行路由决策将浪费更多的系统资源.

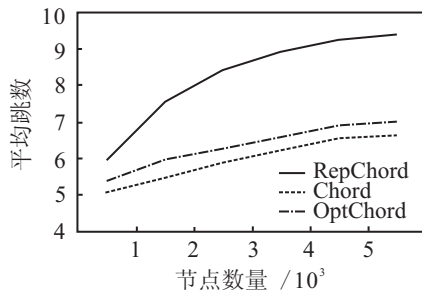


图 2 平均跳数

3.3 路由成功率

本实验中固定节点规模数为 5000, 由于不合作节点在 Chord 环上的分布会对路由性能产生影响, 考虑到现实网络状态的不明确性, 不合作节点采用随机分布, 调整不合作节点的比例, 进行多次试验并求取平均值. 统计所有路由过程中成功和失败的次数, 然后以平均成功率表示全网节点所有路由成功率的均值. 如图 3 所示, RepChord 的曲线最为平滑, 显示出对于网络环境恶化的良好适应性. 原因是每次路由决策都以信誉作为唯一的标准, 从而保证了选择的路径相对最可靠. 而 Chord 协议下的贪婪决策, 面临不合作节点增多的情况时, 路由成功率急剧下降. 这是因为随着不合作节点比例的增大, 更多的路由路径中存在不合作节点, Chord 本身不能实现多路径路由. 而 OptChord 往往只需要很少次数的决策调整便可以路由成功, 这是由于信誉度量方法使得节点信誉值并不单纯反映该节点选择转发节点的合理性, 而且反映了通过该转发节点的路径往往是最可靠的. RepChord 和 OptChord 对于恶劣网络环境下的路由能力远高于 Chord 协议的路由能力.

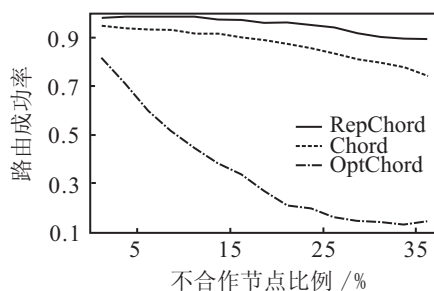


图 3 路由成功率

4 结 论

提高对等网络的路由性能是 P2P 技术研究的关键问题. 针对现有机制的局限性, 本文结合贪婪选择

逼近目标速率快的优点以及信誉决策可获得最可靠路径的特性, 提出了乐观路由决策的方法, 同时兼顾了效率和可靠性. 分析表明, 乐观路由决策在网络状况良好时, 可以较快地逼近目标节点, 同时也能适应网络中存在较多不合作节点的环境. 本文主要是利用改进的路由决策方式来实现路由性能的优化. 如果借鉴其他典型的优化路由表的方法, 同时采用本文提出的决策方法, 相信可以取得更好的效果, 这将是本文的下一步工作.

参考文献(References)

- [1] 田春歧, 江建慧, 胡国治, 等. 一种基于聚集超级节点的 P2P 网络信任模型[J]. 计算机学报, 2010, 33(2): 345-356.
(Tian C Q, Jiang J H, Hu G Z, et al. A novel super-peer based trust model for peer-to-peer networks[J]. Chinese J of Computer, 2010, 33(2): 345-356.)
- [2] Stoica I, Morris R, Karqer D, et al. Chord: A scalable peer-to-peer lookup service for internet applications[C]. Proc of the 2001 Conf on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols for Computer Communications. San Diego, 2001: 149-160.
- [3] Paola F, Amiya N, Ming X. Enhancing peer-to-peer systems through redundancy[J]. IEEE J on Selected Areas in Communication, 2007, 25(1): 15-25.
- [4] Eric J L L, Yungfa H, Shuchiu L. ML-Chord: A multi-layered P2P resource sharing model[J]. J of Network and Computer Applications, 2009, 32(1): 578-588.
- [5] Cordasco G, Sala A. 2-chord halved[C]. Proc of the 2nd Int Workshop on Hot Topics in Peer-to-peer Systems. Washinton: IEEE Press, 2005: 72-79.
- [6] Marius P, Sebastien A, Aruna S. Mitigating routing misbehaviour of rational nodes in chord[C]. Proc of the 2004 Int Symposium on Applications and the Internetaet Workshop. Tokyo, 2004: 541-546.
- [7] Guowei H, Jianggang C, Lian W. RouteGuard: A trust-based scheme for guarding routing in structured peer-to-peer overlays[C]. Proc of the 2010 Int Conf on Communication and Mobile Computing. Shenzhen, 2010: 330-335.
- [8] 王宏林, 朱艳琴. 基于信任管理的对等网络路由选择[J]. 计算机应用, 2009, 29(3): 669-674.
(Wang H L, Zhu Y Q. Routing of P2P based on trust management[J]. J of Computer Application, 2009, 29(3): 669-674.)
- [9] Galuba W, Aberer K, Despotovic Z. Authention-free fault-tolerant peer-to-peer service provisioning[C]. Proc of the 5th Int Workshop on Databases, Information Systems and Peer-to-peer Computing. Vienna, 2007: 144-156.