

面向系统吞吐率最大化的 P2P 自适应覆盖网络

冯国富¹ 张金城¹ 韩冰青¹ 孙玉星¹ 李文中²

(南京审计学院信息科学学院 南京 210029)¹ (南京大学软件新技术国家重点实验室 南京 210093)²

摘要 P2P 系统的本质任务在于提高资源利用率和系统吞吐量,满足更多用户的数据请求。在无结构 P2P 中,通常分配高权重节点以较多连接,使之收到并命中更多查询,以提高搜索成功率。但高搜索成功率本身却未必能够提高系统吞吐量,因为受带宽因素影响,高权重节点的负载较重,造成服务可用性降低。提出了一种覆盖网络优化方案,即根据带宽负载和存储权重自适应性调整节点连接度,优化覆盖网络结构,提高系统吞吐量。模拟实验数据表明,基于带宽和搜索成功率的覆盖网络优化方案可以以很小代价提高系统吞吐量,当文件体积较小时提高比例可高达 22%。

关键词 无结构 P2P,覆盖网络,系统吞吐量,搜索成功率,可用带宽

中图分类号 TP393.09 **文献标识码** A

Adaptive Peer-to-Peer Overlay for the Maximum Throughput

FENG Guo-fu¹ ZHANG Jin-cheng¹ HAN Bing-qing¹ SUN Yu-xing¹ LI Wen-zhong²

(School of Information Science, Nanjing Audit University, Nanjing 210029, China)¹

(State Key Lab. for Novel Software Technology, Nanjing University, Nanjing 210093, China)²

Abstract The intrinsic value of P2P system is to improve the utility ratio of system resources and the system throughput, as well as to satisfy more data requests. In many unstructured P2P systems, the peers with high popularity weight in the overlay are assigned with more connections, so as to receive more messages and hit more requests and finally to improve the search success rate. Due to the lack consideration of bandwidth, the peers with high weight are apt to be overloaded and the available services decrease. Therefore, the high success rate alone doesn't mean the high throughput and service availability. An optimization solution of overlay network was proposed in this paper to improve the throughput and the number of access customers, in which the connections are adaptively adjusted according to the available bandwidth and the popularity weight. Our simulations show that our method can improve the system throughput as high as 22% with low cost.

Keywords Unstructured P2P, Overlay network, Throughput, Success rate, Available bandwidth

1 引言

从本质上讲,当前 P2P 系统的核心任务在于传输更多的数据,满足更多用户的数据服务请求。除了搜索成功率,可用带宽也是影响系统吞吐量的重要因素。如果搜索失败,请求和服务匹配失败,数据传输功能无法启动,带宽利用率不足;如果节点可用带宽受限制,即便搜索成功率很高,仍然无法实现高吞吐量的目标。因此,我们关注的问题,在于如何在保证节点可用带宽的前提下提高搜索成功率。

P2P 系统可以分为两类:结构化 P2P 和无结构 P2P。在结构化 P2P 中,如 Chord 和 CAN^[1,2],数据名字空间和地址名字空间具有匹配映射关系,数据名字与其存放地址具有严格的耦合关系。而无结构 P2P 中的数据与存放地址之间没有任何依赖关系。根据元数据管理方式,无结构 P2P 通常分

为集中式、全分布方式和混合式 3 种^[3]。集中式和混合式通过中心服务器或超级节点提供信息服务。在全分布的 P2P 系统中,每个节点维护少量邻居节点信息,构成应用层 Ad-hoc 覆盖网络。查询消息在节点之间转发,实现匹配检索。全分布的无结构 P2P 在今天的 Internet 大体积数据网络分发中占有重要地位。本文研究同样针对全分布无结构 P2P。

全分布无结构 P2P 节点之间通过邻居关系形成的应用层覆盖网络结构会对系统性能产生重要影响。在设计覆盖网络结构时,一般要注意两个方面:一方面在于如何充分利用节点之间命中查询的异构性来提高搜索命中率或降低搜索消息代价。直觉上,如果一个节点存储的内容访问频率较高,相应地应该给予该节点更多的连接,以便收到更多的查询,命中更多的查询。另一方面在于在数据传输环节如何充分利用节点的可用带宽异构性来获取更高的系统吞吐率。例如,如果一

到稿日期:2011-04-13 返修日期:2011-09-18 本文受国家自然科学基金(60803111,61073028),江苏省自然科学基金(BK2009396, BK2009100, 10KJB520008)资助。

冯国富(1977-),男,博士,副教授,主要研究方向为分布式计算, E-mail: njufgf@gmail.com; 张金城(1962-),男,博士,教授,主要研究方向为信息系统集成; 韩冰青(1979-),男,博士,讲师,主要研究方向为分布式计算与无线网络; 孙玉星(1977-),女,博士,讲师,主要研究方向为分布式计算与网络安全; 李文中(1979-),男,博士,讲师,主要研究方向为分布式计算与无线网络。

个可用带宽很高的节点仅仅分配了很少的邻居,那么该节点将收到较少的查询,命中较少的查询,可用带宽将不能充分利用。所以,单独的高搜索成功率或高传输带宽并不意味着高的系统吞吐量。

然而在已有相关工作中,要么把覆盖网络拓扑结构优化目标确定在搜索成功率,要么把优化目标确定在负载均衡或系统吞吐量。其结果是,高命中率节点存在传输过载,而高带宽节点可能任务不足。传统工作中把搜索优化和传输优化相分离的现象,使得在实际工作中不能实现既定优化目标,不能达到更高的系统性能。

鉴于此,本文以提高 P2P 系统吞吐量和用户接入量为目标,提出了一种基于节点可用带宽和权重的覆盖网络拓扑优化方法 BAAT (Bandwidth-Aware Adaptive Topology)。BAAT 在数据传输任务较小时把数据请求转移到高权重节点,以提高搜索成功率和数据请求接入量;在数据传输任务较大时,把数据请求转移到低权重节点,以提高低权重节点的带宽利用率。BAAT 通过拓扑结构调整实现数据请求转移,以很小代价实现覆盖网络拓扑结构优化。

2 相关工作

覆盖网络是 P2P 应用的依托骨架,覆盖网络结构对无结构 P2P 系统性能具有重要影响。根据覆盖网络的优化目标,我们将覆盖网络设计相关工作分为 3 类。

(1) 减小覆盖网络直径,降低搜索路由跳数。文献[3]中提出了一种利用服务器协调构造小直径网络的协议。文献[4]提出了一种构造小直径覆盖网络的算法,网络直径可以达到 $O(\log N / \log \log N)$,其中 N 是网络节点数量。Phenix^[5]提出了一种构造健壮无结构 P2P 覆盖网络的协议,其基本原理是利用无标度网络降低拓扑直径。

(2) 高权重节点配以高连接度,以提高搜索成功率或降低路由跳数。文献[6]认为,从搜索路径长度来讲,Power-law 拓扑对于无结构 P2P 并非最优的选择;然后提出了一种节点连接度与其节点权重平方根成正比的 Square-root 网络。文献[7]首先假设每个节点只共享一个文件空间,然后给出了达到最高搜索成功率时节点连接度和节点权重之间的精确关系。

(3) 根据节点数据分发能力分配连接度,实现负载均衡或提高分发能力利用率。文献[8-10]基于节点分发能力异构性,提出了通过调整覆盖网络结构实现系统负载均衡、稳定服务的策略。基于节点分发能力的负载均衡对于无结构 P2P 具有重要意义,它在很大程度上决定了系统的吞吐量。

然而,上述方法在实际系统中可能未必会按照设计目标运行。首先,(1)和(2)中算法假设 P2P 节点分发能力是同构的,在传输过程中拥有相同的数据分发能力。但该假设在实际中是不成立的,仅仅考虑网络直径对提高系统性能是远远不够的。比如,为了降低网络直径,往往会加大某些节点的连接度,使得部分节点传输任务过重而超载。优化系统搜索成功率或路由跳数而没有考虑节点传输能力的异构性,优化目标在实践中将很难达到。其次,尽管(3)中算法考虑了节点传输过程能力异构性,但它又假设节点拥有相同的命中查询权重,这一点同样在实际中不成立。这种同构性假设使得优化结论无法实现,因为其中的部分节点可能传输能力很强但没有足够的传输任务,从而造成负载的相对不均衡和较低的系

统吞吐量。

可见,节点命中查询的权重异构性和传输能力异构性是无结构 P2P 系统的两个基本特征,任何厚此薄彼、针对一个特征的优化终将难以在实际中达到预期的目标。因此,本文考虑这两种异构性因素,提出了覆盖网络基于可用带宽和传输请求任务动态调整的方案,以提高系统吞吐量。

3 节点连接度、带宽、权重与系统吞吐量

3.1 模型假设

假设一个具有 N 个节点的无结构 P2P 系统,每个节点共享相同的存储空间,可以容纳 c 个文件,而且在任一节点不存在相同的两个文件。系统共有 m 个相异文件对象。 q_i 代表文件 i 的访问频率,也就是在最近一段时间内对文件 i 的访问次数占总访问次数的比例,有 $\sum_{i=1}^m q_i = 1$ 成立。设定文件访问频率遵循 Zipf 分布,并按访问频率大小排序编号,有 $q_1 > q_2 > q_3 > \dots > q_m$ 。节点 u 的权重 Q_u 代表该节点所存储文件的访问频率之和。节点 u 的连接度用 d_u 表示,系统所有节点度之和为 D ,平均度为 \bar{d} 。平均度稳定性可通过将节点加入系统时的初始连接度设为 $\bar{d}/2$,并在生命周期只接受连接请求来保证。

假设节点以随机方式发起查询,即对于一次查询,每个节点发起查询的概率是相同的。数据文件最初以随机复制方式进行部署,即每个节点与所存储数据对象之间不存在必然联系。采用 Random Walks^[11] 查询消息路由算法,并设定 walker 个数为 w 。

这里需区分额定带宽^[12]和可用带宽的概念。额定带宽指一个节点愿意共享的最大带宽,是由用户网络本身和用户意愿所决定的。可用带宽指接入的一个用户连接所能分享的瞬时带宽,它受服务器节点的额定带宽影响,并随瞬时并行数据流数量变化。一个节点接入的并行请求越多,每个传输的可用带宽就越小。我们这里假设每个接入的可用带宽为额定带宽与并行接入数目的比值。

3.2 节点连接度、节点权重与搜索成功率

在全分布的 P2P 系统中,每个节点维护少量邻居节点信息,构成应用层 Ad-hoc 覆盖网络。查询消息在结点之间转发,实现匹配检索。一个节点对搜索成功率的贡献在于它满足查询的能力。如果文件 i 的一个副本存储在节点 u ,则该副本对系统的价值体现在文件 i 被访问的比例以及节点 u 收到这些查询的概率。所以有两种因素会影响一个节点对系统的贡献:一是节点的权重,即所存储内容的热门程度;二是节点收到查询消息的能力。通过拓扑结构调整,让高权重节点收到更多查询,将会命中更多查询,从而可以提高搜索成功率。

在 Random Walks 路由算法中,节点随机选择一个邻居节点转发查询消息,每一条连接被选中的概率相等。所以,一个节点收到查询消息的能力受覆盖网络拓扑影响,并与其连接度成正比。一段时间内,节点 u 收到的查询消息 M_u 为

$$M_u = T d_u / D = T d_u / N \bar{d} \quad (1)$$

式中, t 代表这段时间内发起的查询总次数; T 代表 w 与 TTL 的积,意即 t 次查询产生的消息总数。

另一方面,当节点 u 收到一个查询消息时,节点满足查询的概率会受到所存储的文件的影响,概率为节点自身的权重 Q_u 。 t 次中 u 节点命中的次数为

$$H_u = M_u Q_u = T Q_u d_u / N \bar{d} \quad (2)$$

因此,对于任意一次查询,节点 u 收到查询消息并命中查询的概率为

$$P_u = H_u / t = TQ_u d_u / N\bar{d} \quad (3)$$

P_u 正比于 Q_u 和 d_u / \bar{d} 。

所以, u 节点对系统搜索成功率的贡献为 P_u 。搜索成功率或者一次查询被命中的概率,等于这次查询中所有 walker 遍历的所有节点的命中概率之和。需要指出的是,这里仅仅是一种粗略表达方式,严格意义上并不成立,因为对于拥有较多副本或者具有较多节点连接度的热点数据而言,一次查询会在多个节点命中,概率之和增加了但对于成功率却没有提高。根据式(3),在保证平均节点度的前提下,为高权重节点分配更多连接度,可以提高搜索成功率,可通过调节节点连接数目分配,调节节点数据请求负载。

3.3 可用带宽与系统吞吐量

如果一个节点一段时间内接入请求并上传数据的平均速率小于额定带宽,则该段时间内的吞吐量等于所传输数据的体积之和。一个节点一段时间内接入请求并上传数据的平均速率一旦超过其额定带宽,则每个数据流获取的实际带宽为额定带宽与并行数据流数的比值,该段时间内的吞吐量等于满负荷吞吐量,等于额定带宽与时间的积。

式(1)表明,连接度大的节点将会收到更多的查询;式(2)表明,具有高权重的节点对收到的查询具有更高的命中概率。所以高权重节点分配以高的连接度无疑会提高搜索成功率。但是并不意味着权重越高分配的连接数量就越多,因为一旦可用带宽成为瓶颈,该节点即便收到并命中再多的查询请求,也不能提高系统吞吐量。

3.4 BAAT: 面向最大吞吐量的带宽敏感型自适应覆盖网络

3.2 节和 3.3 节表明,就系统吞吐量和存储空间利用率而言,一方面我们应该分配高权重节点以更多的连接,以提高搜索成功率,提高有效请求(收到查询消息且命中),因为数据被请求是数据发挥作用、实现系统数据吞吐的基础前提;另一方面,我们又不能毫无约束地为高权重节点分配连接,如配置节点连接度与权重成正比,因为受带宽限制,高权重节点未必有高的数据输出能力。所以,节点度或连接成为一种可基于可用带宽和节点权重动态分配的资源。下面提出一种覆盖网络优化分布式算法 BAAT(Bandwidth-Aware Adaptive Topology),它通过调整节点连接度来提高系统吞吐量。

在 BAAT 中,每个节点记录两个变量 TStream 和 IStream。TStream 指在最近一段时间内命中的文件的体积,IStream 用来估计下一时间段中数据请求的体积。每过一段时间,IStream 用 $\alpha \times IStream + (1 - \alpha) \times TStream$ 来刷新,并且置 TStream 为 0。 α 取值可以根据实际环境调节,典型值为 0.5。

每个节点有一定时器。每当一个时间片到时,节点计算命中请求的文件体积和可用带宽,并根据以下方法调整覆盖网络连接。

(1)连接移出:对于节点 u ,如果 IStream 大于满负荷传输能力,减少一条连接节点 u 仍然处于满负荷工作状态,则将节点 u 的一个节点度转让给节点 v 。其中节点 v 为节点 u 的邻居中带宽利用未达到饱和且数据传输负载最低的节点。因为 IStream 与连接数量成正比,可以根据 IStream 和连接数量估算减少连接后单位时间内的数据传输请求,结合额定带宽可以判断节点 u 是否需要连接移出。

(2)连接接入:对于节点 u ,如果 IStream 小于时间片内的全负荷传输量,如果增加一条连接仍然未达到满负荷,节点 v 则将转让一个节点度给节点 u 。其中节点 v 为节点 u 的邻居中权重低于节点 u 且权重最低的节点。

连接移出策略的目的在于,当一个节点传输能力过载时转让连接给负载不足的节点,以便让带宽利用不足的节点收到并命中更多查询,从而提高系统吞吐量。连接接入策略的目的在于,当一个节点带宽利用不足且权重相对较高时,从低权重节点转移接入一条连接,可以提高系统的整体搜索成功率,提高有效请求比例,满足用户请求数量,并提高系统吞吐量。

在实现中,需要确保节点 v 不能因为引入节点度造成在邻居列表中节点的重复;不要让刚刚增加或减少的节点度被其它邻居节点减少或增加;可以设定一定的参数阈值来控制算法的稳定性和复杂度。

4 模拟实验

4.1 实验环境

实验环境中将 Waxman 模型^[17]生成的随机图稍作修改,用作为初始拓扑。改动包括添加连接消除孤立节点,添加连接保证网络连通。网络有 10k 节点,在网络生命周期中节点平均连接度相同,为 8。有 200 个相异文件对象,在任一节点没有相同的两个文件副本。

每次查询中随机选取一个节点发起查询。在 Random Walks 算法中, w 设置为 2,TTL 设置为 12。将 200 次查询设定为一个时间单位秒,每 10s 计算并输出搜索成功率。以搜索成功率和系统吞吐量作为主要的系统性能评价指标,吞吐量用文件体积的倍数来衡量。相关的实验参数如表 1 所列。

表 1 实验环境参数及其缺省值

参数	参数值	参数	参数值
文件对象数	200	平均连接度	8
结点空间 c	5	单个文件体积	2M
额定带宽	100k~300k 随机	访问频率分布	Zipf($\alpha=0.92$)

4.2 静态覆盖网络下的基础实验结论

图 1 是节点收到的查询消息数量与节点连接度之间的关系。每次查询每个节点都计数曾经收到的查询数量,500k 次查询后计算相同度节点收到的平均查询个数。图 1 表明,收到的平均查询消息数目与节点度成正比,与式(1)的结论相一致。图 2 是节点命中率与节点权重之间的关系。每个节点计数满足查询的次数,500k 次查询后计算满足查询的次数对权重的分布。图 2 表明,一个节点满足查询的能力与其连接度之间具有正比函数关系,与式(2)结论相吻合。

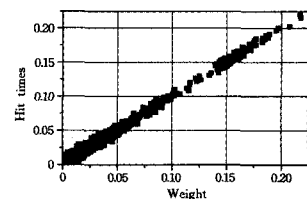
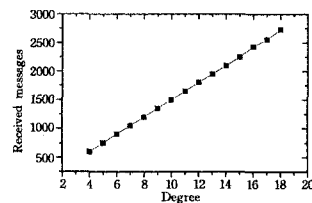


图 1 节点收到查询消息数目与其连接度之间的关系

图 2 一个节点查询命中率与其权重的关系

图 3 再次验证了式(1)、式(2)结论。我们以节点度正比于权重规则构造特殊覆盖网络,计算 500k 次查询中命中查询的次数对权重的分布曲线。图 3 的分布曲线表明,命中次数

是节点权重的 2 次方函数,与式(1)、式(2)结论相吻合,一致。

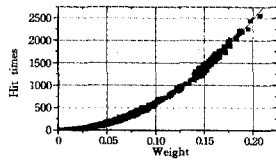


图3 在节点连接度正比于其权重的覆盖网络中一个节点查询命中比例与节点权重之间的函数关系

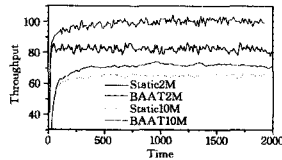


图4 系统吞吐量随时间的收敛演化曲线

4.3 自适应调整网络下的模拟实验

在动态网络环境下,每 200 次查询设定为一个时间片。初始拓扑为 Waxman 随机图。当文件体积为 2M 时,每个节点每隔 10 个时间片更新 IStream 和 TStream;当文件体积为 10M 时,每隔 50 个时间片更新一次。每个节点每隔 10 个时间片以 1% 的概率发起连接调整检查。每 10 个时间片计算并输出搜索成功率和系统吞吐量,系统吞吐量以文件体积倍数为单位。

图 4 是系统吞吐量随时间的演化曲线。与静态覆盖网络拓扑相比,BAAT 系统吞吐量在两种文件体积下均占有优势。当文件大小为 2M 时,BAAT 吞吐量比静态覆盖网络拓扑多 18 个文件体积,高出 22%。当文件大小为 10M 时,BAAT 吞吐量比静态覆盖网络拓扑多 7.5 个文件体积,高出 12%。如第 2 节所分析,该效果在于 BAAT 根据节点负载动态调整覆盖网络拓扑结构,进而调整传输负载分配,达到充分利用系统带宽的目的。图 5—图 7 证明了这一观点。

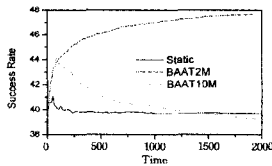


图5 搜索成功率随时间演化曲线

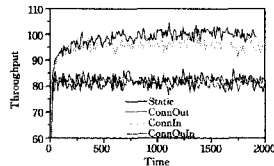


图6 吞吐量随时间演化曲线 (文件体积为 2M)

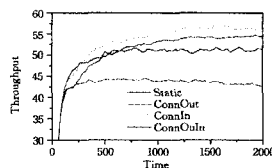


图7 吞吐量随时间演化曲线 (文件体积为 20M)

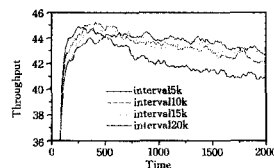


图8 连接接入策略下系统吞吐量随时间的演化曲线

图 5 是搜索成功率随时间的演化曲线,静态拓扑的搜索成功率变化曲线在两种文件体积下相同。从图 5 可以看出,当文件体积为 2M 时,BAAT 搜索成功率曲线保持上升趋势;而在文件体积为 10M 时,BAAT 搜索成功率首先上升,然后下降,以至于最后低于静态拓扑的搜索成功率。这是因为,文件体积为 2M 的系统数据传输负载显然要低于 10M 时的传输负载。当系统节点带宽利用率不足时,有效请求不足,节点带宽空置浪费。这时,首要策略是提高搜索成功率和有效请求,充分利用带宽。通过连接度从低权重节点到高权重节点的转移,搜索成功率提高。另一方面,当系统节点带宽利用基本饱和时,一味地提高搜索成功率并不具有实质性意义,因为即便命中,受带宽因素制约也不能将数据顺利传输。这时,最好的策略是通过连接度转移将过载节点的传输任务转移到负

载不饱和节点。根据式(2),高权重节点往往是高负载节点,低权重节点往往是带宽利用不足节点,随着连接度向低权重节点转移,搜索成功率降低了,而系统吞吐量却提高了。图 5 中在开始先上升是因为,在起初系统没有历史的待传输内容,传输负载相对较小。图 6 同样证实这一观点。

图 6 是文件体积为 2M 时系统吞吐量随时间的演化曲线。其中 static 代表静态拓补网络,ConnOut 代表只运行连接移出策略。ConnIn 代表只运行连接接入策略,ConnOutIn 就是指 BAAT 本身,运行了连接移出和连接接入两种策略。

图 6 显示,同时运行连接接入和移出效果最好,运行连接接入效果接近最好,而运行连接移出的效果最差,和静态拓补网络效果基本相当。这是因为,当文件体积为 2M 时,系统负载相对不足,这时应该提高搜索成功率和有效请求数量,所以图 6 中 ConnIn 曲线效果较好。同时,由于此时过载节点相对很少,因此运行连接移出策略对提高系统吞吐量基本没有什么效果,如图 6 所示。图 6 表明,BAAT 策略实现达到了预期目标。

4.4 文件体积影响及其 BAAT 局限性

图 7 是文件体积为 20M 时系统吞吐量随时间的演化曲线,图例同图 6。当文件体积为 20M 时,系统数据传输负载相对过高,过载节点会运行连接移出算法,转移负载,提高系统吞吐量。所以 ConnOut 曲线从理论上应该优于 static 曲线,这与图 7 结论一致。

但图 7 中数据有两点表现异常:运行连接移入策略的系统吞吐量效果低于静态覆盖网络;运行连接移出策略的系统吞吐量效果优于同时运行移出和移出两种策略的 BAAT 效果。这是因为文件体积为 20M 时,文件粒度太大。BAAT 策略的本质在于依据系统现状调整拓扑结构和传输负载分配。而 BAAT 中节点依据 IStream 和 TStream 两个变量获取过去系统状况并预测将来负载状况。当文件粒度很大时,一旦接入一个请求,它将在很长一段时间内对节点负载产生影响。对于连接移出策略,节点过载已经存在,接下来并不会造成该节点严重负载不足。对于连接接入策略,一条连接的添加,哪怕是有效请求稍微变动,都会导致负载剧烈增加,造成连接接入策略失败。又由于负载过重时发生节点接入的行为相对较少,致使高负载节点长期处于高连接、高负载状态,最终导致吞吐量低于静态网络。

可见,由于大粒度文件带来的数据请求“突发性”致使无法根据当前状况正确估计将来一段时间的数据请求量,因此 BAAT 更适合粒度较小的文件系统。在具体实现时,尤其是在文件体积混合型系统中,每个节点可以长时间跟踪自己的有效请求趋势,对将来的预测也就更加准确。加大 TStream 和 IStream 的更新周期,也是克服这一缺陷的重要举措。图 8 是连接接入策略下系统吞吐量随时间的演化曲线,其中文件体积为 20M 时,IStream 和 TStream 的更新周期分别为 5k、10k、15k 和 20k 次查询,即分别为 25、50、75 和 100 个时间单位。图 8 表明,与我们上面的预期相一致,当更新间隔为 5k 时,节点不能正确预测将来的数据请求量,系统吞吐量逐渐下降。若更新周期越长,TStream 和 IStream 的统计估值就越越准确,算法表现就越越稳定,效果就越好。但同时,如果系统数据请求输入规律真的发生突变,该节点将无法捕获、区分短期突发事件,造成估计偏差。

(下转第 82 页)

业务的中断。为保证认知用户的 QoS 需求,需要将用户的中断概率限制在满足需求的最大中断概率之下。本文采用连续时间马尔科夫链对有缓冲机制的认知系统进行建模和分析,设计算法控制认知用户的接入概率,在满足认知用户中断概率要求的前提下最大化系统容量。仿真结果表明,采用该算法进行接入控制的认知系统中,用户的接入概率与系统吞吐量随中断概率限制的增大而增大,用户中断概率限制的满足是以牺牲系统吞吐量为代价的。同时,引入缓冲机制能够带来用户接入概率与系统吞吐量的提升。

参考文献

- [1] Mitola J III. Cognitive Radio: An Integrated Agent Architecture for Software Defined Radio [D]. Sweden: Royal Institute of Technology (KTH), May 2000
- [2] FCC Report and Order, Facilitating Opportunities for Flexible, Efficient, and, Reliable Spectrum Use Employing Cognitive Radio Technologies[R]. FCC-05-57A1. USA: FCC, 2005
- [3] Wang Bei-bei, Zhu Ji, Liu K J R. Primary-prioritized Markov Approach for Dynamic Spectrum Access, New Frontiers in Dynamic Spectrum Access Networks [C] // DySPAN 2007. 2nd IEEE International Symposium. April 2007; 507-515
- [4] Hong C P T, Lee Y, Koo I. Spectrum sharing with buffering in cognitive radio networks[C] // 2010 Asian Conference on Intelligent Information and Database Systems. Mar. 2010; 261-270
- [5] Ahmed W, Gao J, Faulkner M. Channel allocation for fairness in

opportunistic spectrum access networks[C] // 2010 IEEE Wireless Communications and Networking Conference. Apr. 2010

- [6] Ahmed W, Gao J, Zhou Hong, et al. Throughput and proportional fairness in cognitive radio networks [C] // 2009 International Conference on Advanced Technologies for Communications. Oct. 2009; 248-252
- [7] Hu Han, Zhu Qi. Dynamic spectrum access in underlay cognitive radio system with SINR constraints [C] // 2009 International Conference on Wireless Communications, Networking and Mobile Computing. Sep. 2009
- [8] Bansal G, Hossain J, Bhargava V K. Adaptive power loading for OFDM-based cognitive radio systems [C] // Proc. IEEE International Communication conference. Glasgow, Scotland, June 2007; 5137-5142
- [9] Wang P, Zhong X, Xiao L, et al. A general power allocation algorithm in OFDM-based cognitive radio systems [C] // Proc IEEE ICC 2009. Dresden, Germany, 2009; 1-5
- [10] Zhang Lan, Xin Yan, Liang Ying-chang. Optimal power allocation for multiple access channels in cognitive radio networks [C] // VTC Spring'2008. 2008; 1549-1553
- [11] Lu Qian-xi, Peng Tao, Wang Wei, et al. Utility-based Resource Allocation in Uplink of OFDMA-based Cognitive Radio Networks [J]. Wiley International Journal of Communication Systems (IJCS), 2010, 23(2): 252-274
- [12] 李红岩, 贺志强, 牛凯, 等. 感知无线网络中最优的分布式功率分配 [J]. 北京邮电大学学报, 2008, 31(5): 112-116

(上接第 46 页)

结束语 从本质上讲,当前 P2P 系统的核心任务在于传输更多的数据,满足更多用户的数据服务请求。但有两种因素影响系统的吞吐量:搜索成功率和可用带宽。如果搜索失败,请求和服务匹配失败,数据传输功能就无法启动;如果节点可用带宽受限制,即便搜索成功率很高,仍然无法实现高吞吐量的目标。因此,我们的问题在于,如何在保证节点可用带宽的前提下提高搜索成功率。

一个节点对搜索成功率的贡献受两个条件约束:一是节点收到的查询消息数量,二是存储数据能够命中查询的概率(节点权重)。本文的基础实验结果表明,一个节点收到的查询消息数量与其节点连接度基本成正比。因此我们可以基于节点权重调整覆盖网络结构,以很小的代价达到控制搜索成功率的效果。基于此,本文提出了一种覆盖网络自适应调整算法。算法在节点传输负载较小时,增加高权重节点连接数目,提高搜索成功率;在节点可用带宽较小时,减少高权重节点连接数目,充分利用低权重节点带宽(即便降低搜索成功率),从而提高系统吞吐量。本文模拟实验也表明,BAAT 策略在提高系统吞吐量方面是有效的。

参考文献

- [1] Stoica I, Morris R, Karger D, et al. Chord: A Scalable Peer-to-Peer Lookup Service for Internet Applications [C] // Proc. of ACM SIGCOMM'01. San Diego, Sep. 2001
- [2] Sylvia R, Paul F, Mark H, et al. A scalable content-addressable network [C] // Proc. of Conference on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols for Computer Communications. 2001; 161-172

- [3] Pandurangan G, Raghavan P, Upfal E. Building low-diameter peer-to-peer networks [J]. IEEE J. Sel. Areas Commun., 21: 995-1002
- [4] Pyun Y J, Reeves D S. Constructing a balanced, $(\log(n)/\log\log(n))$ -diameter super-peer topology for scalable P2P systems [C] // Proc. IEEE P2P Computing. 2004
- [5] Wouhaybi R H, Campbell A T, Phenix. Supporting resilient low-diameter peer-to-peer topologies [C] // Proc. of IEEE INFOCOM. 2004
- [6] Cooper B F. An optimal overlay topology for routing peer-to-peer searches [C] // Proc. of Middleware. 2005
- [7] Feng G, Zhang J, Jiang Y, et al. Optimization of Overlay Topology for Unstructured Peer-to-Peer [J]. Journal of Software, 2007, 18(11)
- [8] Kin-Wah K, Tsang D H K. Building heterogeneous peer-to-peer networks; protocol and analysis [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 16(2): 281-292
- [9] Kin-Wah K, Tsang D H K. Application-aware Topology Formation Algorithm for Peer-to-Peer Networks [C] // Proc. of IEEE International Conference on Communications. 2007; 73-79
- [10] Kin-Wah K, Tsang D H K. On the relationship of node capacity distribution and P2P topology formation [C] // Proc. of High Performance Switching and Routing. 2005; 123-127
- [11] Gkantsidis C, Mihail M, Saberi A. Random walks in peer-to-peer networks [C] // Proc. of INFOCOM'04. 2004
- [12] Lee S-J, Banerjee S, Sharma P, et al. Bandwidth-Aware Routing in Overlay Networks [C] // Proc. of 27th Conference on Computer Communications. INFOCOM, 2008; 1732-1740
- [13] Waxman B. Routing of Multipoint Connections [J]. IEEE J. Select. Areas Communications, 1988, SAC-6(9): 1617-1622