

面向分域信息中心网络的协作混合缓存和路由策略

芮兰兰 孔嘉晖* 黄豪球 彭昊

(北京邮电大学网络与交换技术国家重点实验室 北京 100876)

摘要: 网内缓存技术一直是信息中心网络(Information-Centric Networking, ICN)研究中的核心问题。传统缓存方案通常为网络内的单一全局协作策略,然而不同网络区域的缓存目标不同,导致传统方案的性能优化程度有限,可扩展性不强。同时协同缓存放置和请求路由,相较于纯缓存方案有效性更高。该文提出并评估了一种新型面向分域的协作混合缓存放置和路由请求机制,该机制将缓存网络区分核心网络和边缘网络,在核心网络中采用非沿路的 HASH 协作机制,边缘网络采用沿路的回退协作机制,创建二元组标签保存缓存放置的信息并作用于后续的请求转发。通过仿真对比表明,该文提出的协作混合缓存机制相较于传统策略可以更好地平衡网络资源利用和用户体验,并在大型 ISPs 中拓展性更好。

关键词: 信息中心网络; 缓存网络; 混合; 请求路由

中图分类号: TP393

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2017)11-2741-07

DOI: 10.11999/JEIT170212

Domain-orientated Coordinated Hybrid Content Caching and Request Search in Information-centric Networking

RUI Lanlan KONG Jiahui HUANG Haoqiu PENG Hao

(State Key Laboratory of Networking and Switching Technology, Beijing University of Posts and Telecommunications, Beijing 100876, China)

Abstract: In-network caching is always a hot topic in the research of Information-Centric Networking (ICN). Most of traditional caching coordination research use uniform caching policies within the same cache network, but the aim of different network part is quite various, thus the existed schemes are hard to achieve a comprehensive performance optimization or hard to scale. Additionally, most work fail to adapt to the on-path coupling effect content caching and request routing. This paper proposes and evaluates novel domain-orientated coordinated hybrid content caching and request search in ICN, which fully exploit content- space partitioning and divide the cache network into a core area and several edge areas. The off-path HASH-based coordination scheme is applied to core area and on-path reversion scheme is deployed in edge areas. The binary tuple is created to record the information of content placement and guides the request routing. Through simulation and comparison, it is found that the proposed policies yield better tradeoff between network-centric and user-centric performance than traditional schemes, and are scalable to be used in large ISPs.

Key words: Information-Centric Network (ICN); Caching network; Hybrid; Routing request

1 引言

随着互联网技术的快速发展,文字和多媒体等内容服务已经逐渐成为网络的主体,用户在请求信息时不需要过分关注内容的位置和出处,传统以主

机为中心的端到端通信模式将难以适应如今互联网发展的要求。因此以 CCN/NDN, DONA, PURSUIT, COMET 和 GreenICN 项目等为典型的信息中心网络(Information-Centric Networking, ICN)被提出,旨在提升网络的移动性、安全性、稳定性及可扩展性,在未来网络研究领域广受关注^[1]。在新型 ICN 网络架构中,内容的缓存放置、命名路由、内容的隐私、消费者移动性以及如何保证网络的可扩展性和可靠性都是亟待优化和解决的问题。作为 ICN 的关键技术之一,网内(in-networking)缓存的重心是通过网络内部具有缓存功

收稿日期: 2017-03-17; 改回日期: 2017-07-20; 网络出版: 2017-09-14

*通信作者: 孔嘉晖 kongjiahui@bupt.edu.cn

基金项目: 国家自然科学基金(61302078, 61372108), 国家 863 计划项目(2011AA01A102), 国家科技重大专项(2011ZX03005-004-02)

Foundation Items: The National Natural Science Foundation of China (61302078, 61372108), The National 863 Program of China (2011AA01A102), The National S&T Major Project (2011ZX03005-004-02)

能的节点对内容进行缓存,从而为后续到来的请求服务,以降低内容的请求延时、减少网络传输流量^[2]。因此,缓存系统设计的优劣直接决定了 ICN 网络的整体性能,是 ICN 研究中的核心问题。虽然在 Web, CDN 和 P2P 中缓存机制的研究已经得到充分关注,但 ICN 缓存呈现泛在化、透明化和细粒度化的特征(例如 ICN 中的缓存转变为各节点的固有属性,网络中缓存不再为分层结构,不与应用直接相关),使得传统的缓存算法将不能直接应用于 ICN 中。而 TERC(Transparent En-Route Caching)是大多数 ICN 默认的缓存决策策略,方法要求内容在分发路径上所有节点都要缓存,将造成网络中出现大量的缓存冗余,内容的多样性有所降低。

针对 ICN 的特性以及默认策略缓存冗余的问题,研究者们对缓存方案进行了不同程度地优化。其中按照缓存放置与请求路径的相对关系,可将缓存方案分为“沿路缓存”(on-path caching)和“非沿路缓存”(off-path caching)。如果内容被缓存在返回路径上的一个或部分节点,则为沿路缓存,反之,为非沿路缓存^[3]。文献[4]提出的 Betw 策略提出了以介数中心度为核心的缓存方案,内容请求命中后将返回内容缓存在沿路介数中心度最大的节点,其他节点不再缓存,以获得最大的缓存命中率。该机制的不足在于没有对待缓存内容的流行度进行甄别,所以节点有限的缓存空间将导致介数中心度大的节点缓存不断增多,节点不断发生内容替换,即使流行度很高的内容也会被很快替换。Ming 等人^[5]提出了基于年龄的协作缓存算法,每个内容块在决定加入路由器时获得年龄,当年龄到期之后内容备份被移除,内容到达节点会检查是否有足够空间或者到期的内容,来决定是否缓存。年龄通过节点到服务器的距离和内容流行度计算得到,目的是将流行内容尽可能地缓存到网络的边缘。Psaras 等人^[6]提出了一种基于加权概率的 ProbCache 机制,综合节点到用户和服务器的距离以及本地缓存能力来计算缓存的概率,目的是减少网络内缓存和流量的冗余。然而该算法只区分节点而不考虑内容的差异性,导致流行度高的内容和普通内容的缓存概率相同。Cho 等人^[7]设计了基于流行度 WAVE 协作缓存机制,算法中节点记录内容的访问频率,从而引导下游节点的缓存,利用网中不同的节点的协作提高缓存的收益。但是该算法会在记录频率以及与下游通信时都引入较大的开销。另外,学术界也关注路径之外的缓存方案, Li 等人^[8]设计了基于散列函数的 CINC 缓存算法,该算法中内容的放置和路由由依靠数据块编号和散列函数执行。然而该机制性能优化

的瓶颈在于节点标号的有效设计,一旦节点发生故障,恢复成本很高。文献[9]提出了基于 HASH 的缓存机制,该策略利用边缘节点执行 HASH 映射来决定内容放置和请求路由,方案中只会对同一内容在网络中存储最多一个备份,最大化网络内的缓存多样性,从而显著提升网络的缓存命中率。总之,“沿路缓存”将内容存放到沿路用户容易获取的地方,减少用户获取内容的时间,但很难提供更高的缓存收益;而“非沿路缓存”往往可以达到更好的网络资源利用率,但需要额外的计算和传输负荷。

当设计和评估网络缓存管理方案的有效性时,其中一个重要的性能指标就是网络的平均缓存命中率^[10]。缓存命中率和响应跳数是以网络为中心的性能指标,但网络的存在是为了给用户提供服务,因而以用户为中心的性能指标也同样重要,例如内容响应时延^[11]。一般来说,为了提高以用户为中心的性能指标,优化的方案应该尽可能地将流行的内容放置在靠近用户的地方;另一方面为了提升网络方面的性能,缓存策略则应该致力于提高网络整体的缓存多样性,为后续多样化的请求提供方便,例如基于 HASH 缓存策略^[9]。然而这两方面的目标通常有一定的矛盾,把流行的内容尽可能放置到用户可获取的地方,势必使网络存储大量的当前流行内容,进而剔除一些次流行的内容,降低网络中缓存的多样性。所以,良好的缓存机制需要更好地平衡这两方面的需求。另外,如何制定一个通用的缓存机制使其可以应用于不同复杂网络拓扑是当前值得考虑的问题。目前,现有缓存方案通常关注单一网络内的全局策略,这使得缓存方案很难拓展到大型的 ISPs 中;并且单独考虑缓存机制使得传统方案有效性有所降低,因为缓存放置信息直接决定请求应该如何转发,两者具有相关性。因而,良好的缓存协作机制同时需要充分考虑方案的可拓展性,以及与路由算法的协同效应。本文提出并评估了一种 ICN 新型混合协作缓存放置和请求路由机制,该机制将对缓存网络进行合理分域,区分核心网络和边缘网络,并对“沿路”策略和“非沿路”策略进行混合。在核心网络中采用非沿路协作机制,应用基于 HASH 的协作策略来最大化网络的缓存多样性;在边缘网络中,本文采用沿路的缓存回退机制缓存内容项,并将内容放置信息存储在二元组标签中,用于引导之后的请求路由。本文的机制利用真实的 PoP 网络拓扑结构作为分析和设计的基础^[12]。通过仿真和对比,本文验证所提出的面向分域的协作混合缓存和路由机制能更好地平衡网络资源利用和用户体验,同时能够更好的拓展到大型 ISPs 中。

本文的主要创新点如下：

(1)缓存机制混合了沿路和非沿路协作策略，能够更好地平衡用户体验和网络资源利用率。

(2)混合机制较传统网内全局策略更适应大型实际网络，拓展性更好。

(3)本文的机制紧密地协同了内容放置和请求路由算法，可以获得缓存收益的最大化。

2 混合协作缓存管理和请求路由机制

2.1 综述

本节将具体介绍本文提出的混合回退缓存放置和请求路由机制 HRCS(Hybrid Reversion Caching and Search)，利用内容空间的分域和耦合效应实现内置缓存的合理放置和寻址。在 HRCS 中，整个缓存网络被划分成一个核心网络和若干边缘网络。一般而言，大型 ISP 网络都有自然的分域机制，例如 OSPF 路由协议支持的网络，可以对 OSPF 区域和 ICN 缓存网络作直接映射。该情况下，骨干网络可充当核心网络，而其他非骨干网络区域可映射成边缘网络。而对于没有自然分解机制的网络，可以采用一些分解算法来完成分域，例如 K -核分解^[13]。 K -核分解算法是任意架构网络划分成分层结构的一种常见算法，根据 K 值的设定对网络进行不同程度的划分。例如图 1 是选取 $K=2$ 的一个任意网络分解示意图，其中黑色节点的度均大于 2，而灰色节点的度则小于等于 2，图 1 所示的随机网络可以分解成虚线框内的核心网络，以及其余节点形成的各个边缘网络。算法也可以根据节点的介数中心性、度中心以及图中心性等指标对网络节点进行区分^[14,15]，进一步对网络进行分解。本文默认采用 K -核分解完成缓存网络的分域。

PoP-level 网络拓扑是许多大型真实 ISP 网络的抽象拓扑，本文的协作机制将基于真实的 PoP-level 拓扑结构介绍。通过上述分解算法对任意网络进行相应的分域后，能将普通网络与 PoP-level 拓扑进行映射，将边缘网络与核心网络直接通信的节点映射为 PoP 节点。图 2 展示了一个典型教育骨干网的基础网络拓扑图，图中包含 P1~P4 4 个 PoP 节点。

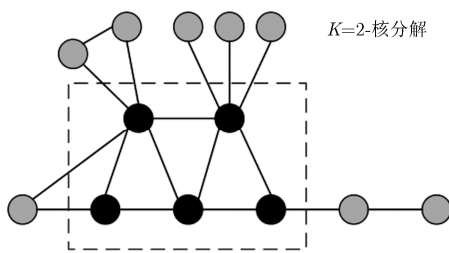


图 1 K -核分解示例

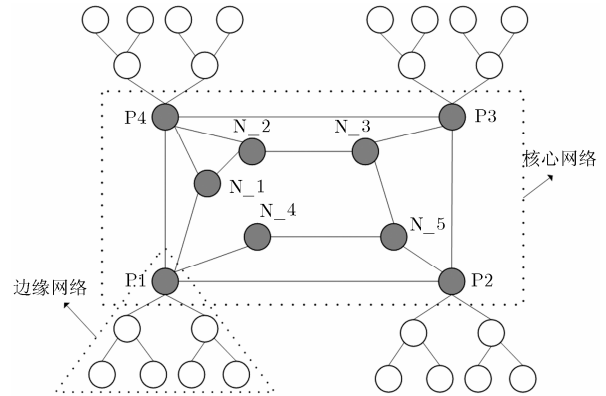


图 2 带有 4 个 PoP 节点的骨干网抽象拓扑图

图 2 中核心网络中节点以任意结构组织，而边缘网络为二叉树的分层结构。白色节点为接入树节点，用户请求通过到达最近的叶子节点进入缓存网络，如果用户请求无法在缓存网络得到响应，则请求会通过 PoP 节点转发至核心网络，并经过核心网到达服务器。

在 HRCS 中，核心网络采用基于 HASH 协作机制，该机制中每一个内容仅存储一个备份，最大化整个网络内缓存的多样性；在每一个边缘网络采用缓存回退协作机制，区分缓存节点并将接入节点剔除的内容回退到 PoP 节点，并利用内容放置的信息动态引导路由请求。在大型网络中，不同区域的优化目标不同，核心网络承载的计算量大，但边缘节点的处理能力就相对较弱。在核心网络采用“非沿路”的 HASH 协作策略虽然增加了一定计算开销，但可以带来更好的缓存命中率。其实流行内容的请求通常会在边缘网络得到响应，到达核心网络的请求一般为次流行内容的请求，因而“非沿路”策略带来的计算开销可以忽略。而在边缘网络采用“沿路”的缓存回退协作机制可以让用户更方便获取当前需求的内容，提升用户体验，实现网络整体性能的提高。接下来，将介绍边缘网络采用的缓存回退协作机制，以及整个机制的具体内容放置和请求路由过程。

2.2 缓存回退协作算法

本节介绍边缘网络采用的回退协作机制，将缓存放置和请求路由协同进行设计，缓存放置隐式地结合路由请求，同时请求的转发基于缓存的放置信息。

2.2.1 内容放置 回退协作算法中缓存放置的核心是将流行内容放置在接近用户的地方，即用户边缘，同时减少同一内容的多次缓存，提升网络整体的缓存数量。缓存放置过程的伪代码如表 1 所示。

表 1 缓存放置过程的伪代码

算法 1 内容放置	
(1)	for each node receives a data packet
(2)	if it is PoP node
(3)	if the content is evicted object
(4)	then do LRU and cache(content)
(5)	else create binary tuple tag
(6)	forward request to next hop
(7)	else
(8)	if local space is enough for the content
(9)	then cache(content)
(10)	else do LRU and cache(content)
(11)	create index and push evicted content

当数据包到达 PoP 节点后, 首先查询 PIT 表 (Pending Interest Table), 将数据包转发给相应的接入节点, 此时该内容的唯一标识二元组标签 (Binary tuple tag)[DataSeq, NextHop] 被创建。DataSeq 为内容的序列号, 唯一标识该内容, 而 NextHop 为内容去往的下一跳节点。每个 PoP 节点设置一个二元组标签表, 记录内容的标签信息, 而 PoP 节点不直接缓存刚返回的内容项。当数据包到达接入节点时, 节点有剩余空间则直接缓存, 否则根据 LRU (Least Recently Used) 进行内容的替换。另外算法将被接入节点删除的内容回退至 PoP 节点, 并通过剔除内容建立标识 (index), 用于告知 PoP 节点这是被剔除的数据包。而当该数据包回退至 PoP 节点, PoP 节点删除该内容的二元组标签并缓存该内容, 如果缓存空间不够则执行 LRU 更新内容。缓存算法中不设立中控机制, 不涉及节点间的交互, 每个节点独立轻量级的决策, 因而算法复杂度较低。算法中流行内容优先放置在用户边缘, 而将次流行内容 (被剔除的内容) 推送回退到 PoP 节点, 将内容放置与内容流行度隐式地结合, 同时一定程度上减少了缓存的冗余。

2.2.2 路由请求 回退协作算法中路由请求的核心是利用 PoP 节点生成的二元组标签组, 首先在接入网内的进行路由查找, 优先利用已有的网内资源从而减少到外网的请求。路由请求过程的伪代码如表 2 所示。

用户请求在转发过程中, 如果在接入节点得到响应, 则请求结束内容返回用户, 否则请求继续转发直到 PoP 节点。而请求转发至 PoP 节点后, 首先根据本地缓存做响应; 如果无法响应, PoP 节点判断该内容请求 DataSeq 标识是否在本地的二元组标签表中有匹配。如果有标识匹配且该二元组标签组的 NextHop 非请求转发过程的上一跳节点 (意味着接

表 2 路由请求过程的伪代码

算法 2 路由请求	
(1)	for each node receives a request packet
(2)	Iterates over local storage space
(3)	if there is cache in local
(4)	then return(content)
(5)	else
(6)	if the node is PoP node
(7)	then look up binary tuple tag
(8)	if DataSeq matches and NextHop isn't previous hop
(9)	then forward to NextHop
(10)	else
(11)	forward to origin server
(12)	else
(13)	forward the request to PoP node

入网络中存在对应请求的内容缓存备份, 而备份内容可根据 NextHop 寻址), 故将内容请求向 NextHop 节点转发; 而有标识匹配但该二元组标签组的 NextHop 为请求的上一跳节点, 意味着接入网之前缓存的该内容备份已被剔除, 那么 PoP 节点删除该二元组标签组并查找 FIB (Forwarding Information Base) 将请求向源服务器转发。算法中 PoP 节点维护的二元组标签表, 包含着该接入网中的所有缓存备份的标识和放置信息。而路由算法利用缓存生成的二元组标签进行路由, 即将缓存放置和路由请求相结合, 可以优先路由内容请求到接入网内已缓存的节点, 降低从核心网络获取内容引起的传输耗费, 另外算法中只在 PoP 节点需要额外的计算开销, 执行复杂度较低。

2.3 内容和请求过程

本节将介绍混合协作机制整体的执行流程。当用户发起的内容请求第 1 次到达边缘网络, 当缓存未命中则请求按照路由表转发到下一跳节点, 直到 PoP 节点。当 PoP 节点本地没有相应缓存, 且无法在二元组标签表中找到该内容对应的标识, 则将请求转发到核心网络, 否则请求可以在边缘网络内得到响应。在进入核心网后, 核心网络的 HASH 节点通过查找 DHT (Distributed Hash Table) 表, 计算该内容对应的核心节点号 $x_i : i \in [1, N]$, 其中 N 是核心网络中的节点总数, 然后将请求往对应的缓存节点转发。如果对应的核心节点仍无法满足该请求, 则请求根据 FIB 转发到源服务器。

当请求在边缘网络得到响应, 则数据直接返回, 并根据回退协作算法进行相应的沿路缓存。当请求在核心网络得到响应时, 将数据返回给相应的边缘网络, 并做相应的缓存。当请求直到源服务器才得到响应, 即边缘网络和核心网络中均没有对应备份

时, 采用混合路径对响应内容进行返回——内容在返回到 PoP 节点时, 发送一份内容备份到 DHT 表计算得到的对应缓存节点, 同时内容沿最短路径返回到 PoP 节点(例如图 2 中, 假设响应内容从 P2 返回 P1, 内容对应的缓存节点为 N_3, 混合算法会发送一份内容备份到 N_3, 并同时沿着最短路径 N_5 - N_4 - P1 返回给 P1)。当内容到达 PoP 节点后, 再根据回退协作机制返回到请求者。图 3 展示了两种特定的路由请求和内容放置过程。图 3(a)中虚线为请求的转发路径, 请求无法在网络内(核心网络和边缘网络)得到响应, 通过 PoP 节点到达核心网络, 直到源服务器; 图 3(b)为数据包从源服务器第 1 次返回请求者的过程, 其中内容会在核心网络的对应缓存节点以及边缘网络分别缓存, 黑色图形表示缓存的位置。

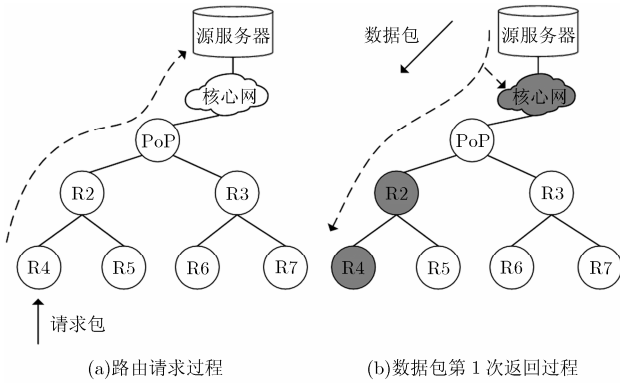


图 3 混合策略下两种特定的路由请求和内容放置过程

3 性能评估

3.1 仿真环境和性能参数

为了评估本文提出的 HRCS 协作策略的性能, 本文通过对 ndnSIM 仿真器进行修改, 并对不同的策略进行了仿真实验对比分析, 仿真的数据经 R 语言处理成像。ndnSIM 是命名数据网络(named data networking, ndn)的一个 NS-3 的仿真模块, 以模块化方式实施, 运用独立的 C++类来构造 NDN 各个网络层的行为, 并且仿真器提供接口和助手来实现对每个组件和 NDN 流量的跟踪, 可用于内容响应时延等性能指标的实验对比。

仿真实验拓扑图选用带有 4 个 PoP 节点的 PoP-level 网络拓扑, 每个边缘网络由 PoP 节点互联, 且每个边缘网络为一个完整的 k -ary 树, 拓扑图可参考图 2。其中实验拓扑的 k -ary 树由两个参数定义, 实验中 $k=2$, 树的深度 $D=5$, 核心网络中由 20 个缓存节点随机网状互连, 拓扑共包含 N 个节点。假定每个边缘网络的请求是均匀的, 满足同一个流行

分布, 且仅有一个源服务器位于网络外, 可通过核心网络访问。网络中所有的节点都是可缓存的中间路由器, 每个节点缓存容量为 200, 源服务器到核心网络的链路延迟(0.10 s)要大于缓存节点之间的链路延迟(0.01 s), 模拟域外链路往往是性能瓶颈这一真实情景。

所有仿真从中间缓存节点为空开始。外生请求由每一个边缘网络的叶子节点发出, 并服从平均速率 λ 的泊松分布。我们设置内容文件总数为 R , 内容块大小为 0.50~10 Mbit, 对于内容的请求概率满足参数 α 的 Zipf-Mandelbrot 分布曲线, 对内容 f_r 的请求概率 P_r 为

$$P_r = c/r^\alpha \quad (1)$$

其中, r 为网络存在内容按流行度由高到低的排名, α 为流行度参数, 直接决定内容流行度变化的程度, α 值越大则变化越明显, c 为常量。除了特殊说明, 仿真的默认参数如表 3 所示。

表 3 实验参数

流行参数 α	0.8
平均达到速率 λ	60 /s
内容项总数 R	10000
节点总数 N	144
块大小	0.50~10 Mbit
节点缓存容量	200
k, d	2, 5
缓存替换策略	LRU
链路延迟	0.10 s 或 0.01 s

3.2 结果分析

为验证本文提出的 HRCS 协作机制对于 ICN 网络性能的提升, 本文对 HRCS, TERC, HASH 和 Hybrid-TERC^[16] 4 种缓存机制进行了仿真实验, 并对它们的性能进行了定量的比较和分析。仿真对比的实验指标包括平均内容响应时延、平均响应跳数, 以及平均缓存命中率。平均内容响应时延 $D(r)$ 表示每个内容从发起请求到在系统中得到响应所需的平均时间。平均缓存命中率 $H(r)$ 为缓存命中的次数占内容请求总次数的比重, 定义为

$$H(r) = \frac{\sum_{n=1}^N CH(v_n)}{\sum_{n=1}^N CH(v_n) + CM(v_n)} \quad (2)$$

其中, $CH(v_n)$ 是节点 n 内容请求的缓存命中次数, $CM(v_n)$ 是节点 n 内容请求的缓存失效次数, N 为系统节点总数。而平均响应跳数 $HC(r)$ 表示每个内容

请求发生节点命中所经过的节点平均总跳数。

图4是4种缓存协作机制在节点的缓存容量大小变化的情况下,平均缓存命中率的仿真对比图。节点缓存容量越大,缓存总量就越多,因此在图中随着节点容量的增大,不同机制的缓存命中率均有所增长。在节点容量较低时,从图中可以发现HASH缓存机制、Hybrid-TERC机制和HRCS三者的性能差距很小,这是因为这些机制均采用了HASH机制,保证网络内具有较高的缓存多样性。而当缓存容量到达150或200块时,HRCS的缓存命中率开始略优于纯HASH机制。由于HASH算法和内容命名机制的特性,大量流行内容将很可能存储在同一个节点,使得部分流行内容将要被剔除,而在这种情况下,本文的混合回退机制能保证流行内容更有可能留在缓存网络中。HASH机制虽然拥有最多的绝对缓存内容项,但对内容流行度并不敏感。所以可以证明单纯提高缓存多样性并不足够,本文的回退机制能有效地提高网络的缓存命中率。相比之下,TERC缓存性能表现最差,由于处处缓存带来的缓存冗余特性,这也证明HASH缓存较默认策略有一定程度的性能改善。

图5和图6是4种缓存协作机制在节点的缓存容量大小变化的情况下,平均内容响应时延和响应跳数的仿真对比图。从两幅图中可以看出,内容响应时延和响应跳数之间存在直接的正相关,内容的响应时延越长,则响应跳数就越多。从这两组相似的曲线图可以看出,纯HASH协作机制的响应时延和响应跳数性能最差,甚至高于TERC。这是由于HASH机制两方面的固有属性:(1)每一个请求都首先被转发到对应的HASH节点,而不是转发到缓存节点;(2)即使流行内容也要到对应的HASH节点获取,该节点也许距离请求者很远。另外,从本文的仿真可以看出网络的高缓存命中率与低时延并不等价,本文的混合机制(HRCS)可以获得更优的响应时延和响应跳数,而Hybrid-TERC机制次之。这表

明对缓存空间进行分域,可以更好地均衡以网络为中心和以用户为中心的性能。而本文的机制在访问时延方面更优,这是由于所提的回退协作机制隐式地考虑了内容流行度,保留一定时间的次流行内容,从而较少了内容请求的访问时延。

图7和图8是不同策略下平均缓存命中率与流行度参数和请求平均到达速率的仿真对比图。从图7可以看出本文的HRCS要优于另外的机制,当流行度参数 α 较小时其优势更明显。这是由于流行度参数 α 较小时,每个内容项的流行度差异较大,所以流行度敏感机制将表现更优。而当流行度参数 α 越大时,流行度分布曲线就越倾斜,内容项的流行度就越集中,导致4个机制的缓存命中率差异缩小。另外,内容请求的平均到达速率也是缓存策略中一个值得考虑的网络因素。平均到达速率越高意味着网络中的流量逐渐增加,而节点的缓存容量将逐渐不足以应对增长的内容请求。图8中随着内容请求平均到达速率的增长,4个机制的缓存命中均有所减少,但HRCS的优势逐渐明显,TERC的缓存命中率减少的最快。这表明本文所提的混合回退机制(HRCS)相对可以更好地适应频繁请求的情况,而TERC机制则面临瓶颈。

4 结束语

本文提出了一种新型混合协作缓存管理和内容路由机制HRCS,该机制将对缓存网络进行分域,并对沿路策略和非沿路策略进行融合,同时紧密实现了缓存和路由的耦合效应。仿真实验结果表明,HRCS机制能获得网络为中心性能和用户为中心性能之间更好的平衡,与HASH协作机制有相近的缓存命中率,但在响应时延和响应跳数方面要更优,在不同网络区域采用不同的协作机制也使得HRCS在大型ISPs中拓展性更好。另外,HRCS相较于默认TERC更能适应频繁请求的情形。未来的工作将改善边缘网络非沿路策略,结合实际拓扑调整参数得到更优缓存方案。

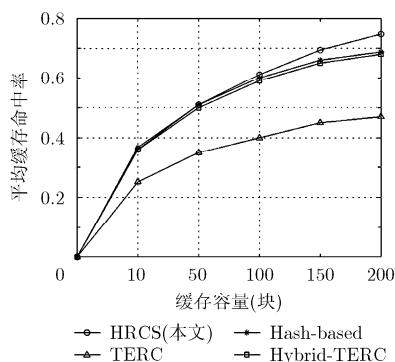


图4 不同策略下平均缓存命中率与节点缓存容量的关系

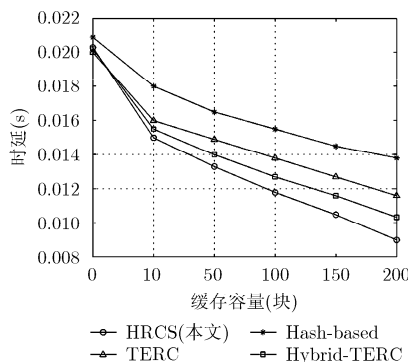


图5 不同策略下内容响应时延与节点缓存容量的关系

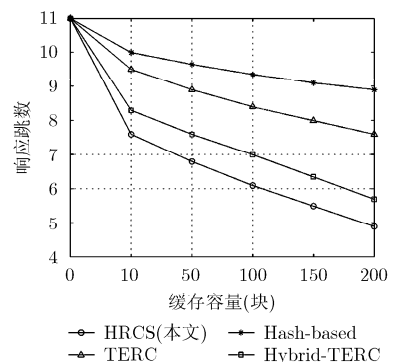


图6 不同策略下平均响应跳数与节点缓存容量的关系

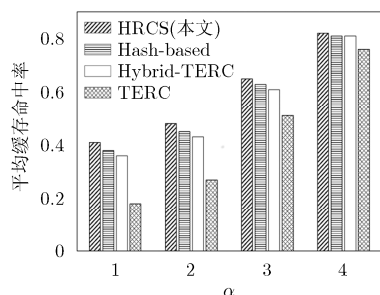


图 7 不同策略下平均缓存命中率与流行度参数的关系

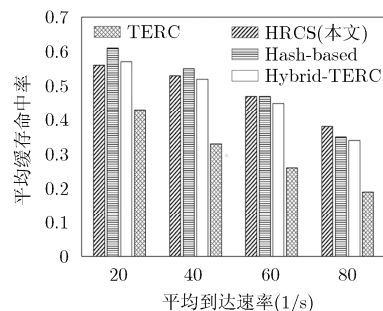


图 8 不同策略下平均缓存命中率与平均到达速率的关系

参考文献

- [1] WANG L, TYSON G, KANGASHARJU J, *et al.* FairCache: introducing fairness to ICN caching – technical report[C]. 2016 IEEE 24th International Conference on Network Protocols (ICNP), Singapore, 2016: 1–10. doi: 10.1109/ICNP.2016.7784440.
- [2] 芮兰兰, 彭昊, 黄豪球, 等. 基于内容流行度和节点中心度匹配的信息中心网络缓存策略[J]. 电子与信息学报, 2016, 38(2): 325–331. doi: 10.11999/JEIT150626.
RUI Lanlan, PENG Hao, HUANG Haoqiu, *et al.* Popularity and centrality based selective caching scheme for information-centric networks[J]. *Journal of Electronics & Information Technology*, 2016, 38(2): 325–331. doi: 10.11999/JEIT150626.
- [3] RATH HK, PANIGRAHI B J, and SIMHA A. On cooperative on-path and off-path caching policy for information centric networks[C]. IEEE, International Conference on Advanced Information Networking and Applications, Crans-Montana, Switzerland, 2016: 842–849.
- [4] CHAI W, HE D, PSARAS I, *et al.* Cache “Less for More” in information-centric networks (Extended Version)[J]. *Computer Communications*, 2013, 36(7): 758–770.
- [5] MING Zhongxing, XU Mingwei, and WANG Dan. Age-based cooperative caching in Information-Centric Networks[C]. IEEE Conference on Computer Communications Workshops (INFOCOM WKSHPS), Florida, USA, 2012: 268–273.
- [6] PSARAS I, CHAI W, and PAVLOU G. Probabilistic in-network caching for information-centric networks[C]. Edition of the Icn Workshop on Information-Centric NETWORKING. ACM, Helsinki, Finland, 2012: 55–60.
- [7] CHO K, LEE M, Park K, *et al.* WAVE: Popularity-based and collaborative in-network caching for content-oriented networks[J]. *Proceedings-IEEE INFOCOM*, 2012, 11(12): 316–321. doi: 10.1109/INFOCOM.2012.6193512.
- [8] LI Z and SIMON G. Time-shifted TV in content centric networks: The case for cooperative in-network caching[C]. Proceedings of IEEE International Conference on Communications (ICC), Kyoto, Japan, 2011, 41(4): 1–6.
- [9] SAINO L, PSARAS I, and PAVLOU G. Hash-routing schemes for information centric networking[C]. ACM SIGCOMM Workshop on Information-Centric NETWORKING, Hong Kong, China, 2013: 27–32.
- [10] 吴海博, 李俊, 智江, 等. 基于概率的启发式 ICN 缓存内容放置方法[J]. 通信学报, 2016, 37(5): 62–72. doi: 10.11959/j.issn.1000-436x.2016093.
WU Haibo, LI Jun, and ZHI Jiang. Probability-based heuristic content placement method for ICN caching[J]. *Journal on Communications*, 2016, 37(5): 62–72. doi: 10.11959/j.issn.1000-436x.2016093.
- [11] LAKHANI H, MCCATHY T, KIM M, *et al.* Evaluation of a delay-tolerant ICN architecture[C]. International Conference on Ubiquitous and Future Networks (ICUFN), Sapporo, Japan, 2015: 950–955.
- [12] SPRING N, MAHAJAN R, WETHERALL D, *et al.* Measuring ISP topologies with rocketfuel[J]. *Acm Sigcomm Computer Communication Review*, 2002, 32(4): 133–145. doi: 10.1109/TNET.2003.822655.
- [13] ALVAREZ-HAMELIN I, DALL’ASTAL L, BARRAT A, *et al.* k-core decomposition: A tool for the visualization of large scale networks[J]. *Computer Science*, 2005, 56(2): 18–20.
- [14] SHI Xiaoqiu, HAN Jinsong, LIU Yunhao, *et al.* Popularity adaptive search in hybrid P2P systems[J]. *Journal of Parallel and Distributed Computing*, 2009, 69(2): 125–134.
- [15] ROSENSWEIG E and KUROSE J. Breadcrumbs: Efficient, best-effort content location in cache networks[C]. The IEEE Conference on Computer Communications, Brazil, 2009: 2631–2635.
- [16] ZHANG Guoqiang, WANG Xiaohui, GAO Qian, *et al.* A hybrid ICN cache coordination scheme based on role Division between cache nodes[C]. IEEE Global Communications Conference, London, UK, 2015: 1–6.

芮兰兰：女，1979 年生，博士，副教授，研究方向为网络和业务质量管理、泛在网络、大数据等。

孔嘉晖：男，1993 年生，硕士生，研究方向为网络缓存技术。

黄豪球：男，1985 年生，博士生，研究方向为信息中心网络。

彭昊：男，1992 年生，硕士生，研究方向为网络缓存技术。