

## 基于拓扑的命名数据网络缓存优化策略

魏欣<sup>\*①</sup> 颜拥<sup>②</sup> 郭少勇<sup>①</sup> 于卓<sup>③</sup> 邱雪松<sup>①</sup>

<sup>①</sup>(北京邮电大学网络与交换技术国家重点实验室 北京 100876)

<sup>②</sup>(国网浙江省电力公司电力科学研究院 杭州 310009)

<sup>③</sup>(北京中电普华信息技术有限公司 北京 100192)

**摘要:** 针对命名数据网络(NDN)存储空间的有效利用和应答内容的高效缓存问题, 该文建立了模型并基于拓扑信息采用贪心算法求解, 执行过程中考虑兴趣热度对其优化, 从而有效缩短网络整体的缓存命中距离。该文基于ndnsim及一些真实拓扑数据完成了仿真实验, 并对提出的算法与传统的prob算法, 默认的沿途全部缓存(CEE)算法及基于度的差异缓存算法(HSS)做出了对比及分析, 验证了算法的有效性。

**关键词:** 互联网; 命名数据网络; 内容缓存; 拓扑

中图分类号: TP393

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2018)09-2057-07

DOI: 10.11999/JEIT170967

## Topology Based Caching Optimizing Strategy in Named Data Networking

WEI Xin<sup>①</sup> YAN Yong<sup>②</sup> GUO Shaoyong<sup>①</sup> YU Zhuo<sup>③</sup> QIU Xuesong<sup>①</sup>

<sup>①</sup>(State Key Laboratory of Networking and Switching Technology, Beijing University of Posts and Telecommunications, Beijing 100876, China)

<sup>②</sup>(Electric Power Research Institute of State Grid Zhejiang Electric Power Company, Hangzhou 310009, China)

<sup>③</sup>(Beijing China-Power Information Technology Co.Ltd., Beijing 100192, China)

**Abstract:** In order to utilize storage space and fetch content effectively in Named Data Networking (NDN), this paper constructs a model for caching problem and proposes a greedy algorithm based on topology information. To optimize the algorithm, content popularity is introduced into execution. Furthermore, content hit distance is shortened effectively. This paper simulates a NDN network based on some real topology data with ndnSIM, and compares the proposed algorithm with traditional prob algorithm, default Cache Everything Everywhere (CEE) algorithm and degree based Heterogeneous Storage Size (HSS) algorithm through simulation. The results show that the algorithm proposed in this paper has better performance.

**Key words:** Internet; Named Data Networking (NDN); Content cache; Topology

### 1 引言

随着未来网络的发展, 信息中心网络(Information Centric Network, ICN)作为一种以数据信息为交换对象的通信网络, 传输效率成为了研究的焦点。其中, 命名数据网络(Named Data Network, NDN)<sup>[1]</sup>作为ICN网络体系的一种典型架构, 引起

了大量的研究。文献[2]指出, 在NDN网络中, 合理的内容放置和缓存决策是影响该网络性能的关键因素。其中, 大部分NDN采用泛滥式的沿途全部缓存方式(Cache Everything Everywhere, CEE)<sup>[1]</sup>, 致使节点缓存内容趋于同质化, 导致大量的缓存冗余。为此, 研究如何构建一种高效的缓存策略来提高NDN网络的性能成为重点。

文献[3,4]对目前已有的缓存研究做出了总结, 文献[5]提出了prob策略, 每次均以概率 $p$ 缓存经过节点的内容, 降低了缓存的冗余, 但该算法不考虑节点在拓扑中的位置, 相同的内容可能在同一条路径上缓存多次, 仍有较大冗余; 文献[6]提出了probcache策略, 根据节点距离内容源及请求节点的距离调整缓存的概率 $p$ , 在文献[4]的基础上进一

收稿日期: 2017-10-19; 改回日期: 2018-06-11; 网络出版: 2018-07-12

\*通信作者: 魏欣 vaisy@foxmail.com

基金项目: 国家自然科学基金(61702048), 国家电网公司科技项目(5211DS17002D)

Foundation Items: National Natural Science Foundation of China (61702048), State Grid Corporation of Science and Technology Project (5211DS17002D)

步降低了缓存的冗余,但该方案没有考虑到节点的非异构性;文献[7]提出了基于中心的缓存(Centrality-Based Caching, CBC)策略,在发送兴趣报文的过程中计算途径节点的重要性,数据报文回传时选择重要性最高的节点进行缓存,这种方案在降低缓存冗余的同时,导致了中心节点的缓存内容频繁替换,而边缘节点的缓存能力被闲置;文献[8]提出了基于哈希的缓存及路由(Content-space Partitioning and Hash-Routing, CPHR)策略,发布内容时进行哈希,依据哈希值确定其存储该内容的位置,该算法寻址开销小,但完全不考虑内容的流行度与拓扑信息;文献[5]提出了副本移动(Move Copy Down, MCD)策略,内容仅在请求点到资源点之间的路径上缓存一次,随着请求次数增多,缓存的位置不断靠近请求点,内容将在被请求多次之后才靠近边缘节点的位置;文献[9]提出了差异缓存大小(Heterogeneous Storage Size, HSS)策略,根据节点在拓扑中的位置为节点分配缓存大小,根据拓扑分别计算强度中心(Stress Centrality, SC)、度中心(Degree Centrality, DC)、偏移中心(Eccentricity Centrality, EC)、中介中心(Betweenness Centrality, BC)、相近中心(Closeness Centrality, CC)、图中心(Graph Centrality, GC)并分别展开计算对其作出对比,此后多项研究证明DC是最合理的缓存分配依据,但该策略不考虑内容的流行度;文献[10]提出了通过分布式缓存管理算法(Distributed Cache Management, DCM)决定节点对哪些内容进行缓存,通过迭代优化尽可能得到最优解。如文献[11]以最小能耗为目标,通过整数线性规划求解,文献[10]则以近视算法求解;文献[12,13]以最小链路负载为目标,通过整数线性规划求解。但DCM策略普遍存在着计算或通信开销较高的问题。以上方案的不足之处主要体现在:(1)对缓存节点所在的位置及内容流行度的结合较为欠缺;(2)网络性能通常以复杂的计算或较多的冗余为代价。文献[14]以实验证明拓扑位置及内容流行度是影响缓存性能的主要因素,文献[15]在Ad-Hoc网络场景下提出了基于节点最小控制集的缓存算法,证实了对拓扑信息的考虑可显著提高缓存效果。

综上所述,本文针对NDN网络中的缓存放置问题,综合拓扑信息与兴趣热度,提出了基于拓扑的缓存优化策略,使得网络使用尽可能小的缓存空间而缩短更多的缓存命中距离。首先,结合NDN网络架构构建了问题模型,随后,利用拓扑信息制定缓存策略,并综合兴趣热度对其策略进行

优化。最后通过仿真,与传统的CEE, prob算法对比,在同等缓存空间下缩短了更多的缓存命中距离,节约了NDN网络的转发开销,提高了网络的性能。

## 2 数学模型

### 2.1 NDN网络架构模型

如图1所示,当内容订阅者1请求某内容,首先连接到某路由器,而后路由器通过一系列兴趣报文转发到达内容发布者节点并将数据报文返回订阅者,如图中步骤(1)~步骤(4)所示,由于此时仅两次转发即抵达数据所在位置,因此缓存命中距离为2;当内容请求2请求同一内容时,若路由器A缓存了该内容时,则访问过程如步骤(5)和步骤(6)所示,仅经过一次转发即获取到,则缓存命中距离缩短至1,从而减轻了内容发布者的访问压力,也缩短了内容订阅者2获取到内容所需的时间,减少了订阅者移动及PIT等待超时等带来的报文失效,此外无需经过路由器B的转发,节约了网络中的报文数及流量。

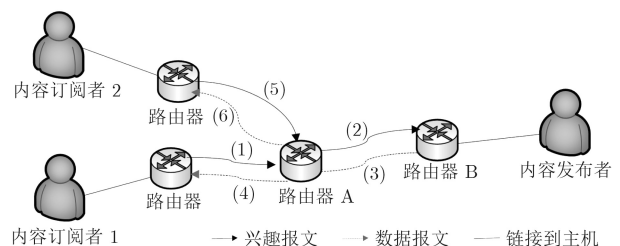


图1 NDN网络架构模型

为了阐述缓存位置对NDN网络的性能影响,以8个节点的方式组成一个网络拓扑如图2所示。在该图中,假定某节点1建立的最短路径树如图所示,假定1节点发布了某内容A。当节点全部缓存有A时,此时占据的缓存空间为7,而此时每节点

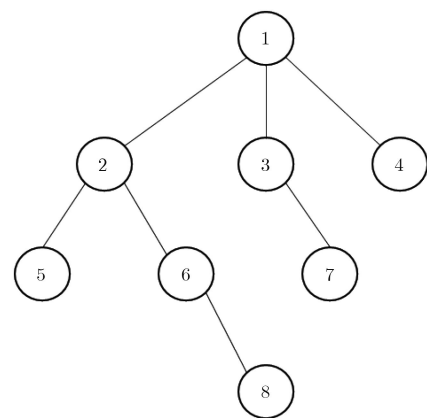


图2 网络拓扑示意图

对A的请求都获得了该节点请求节点1的内容时缩短1跳数的收益。由于在假设中认定每节点请求A的概率相等，因此每次对A的请求的收益期望为 $(3 \times 1 + 2 \times 3 + 3 \times 3) / 7 = 12/7$ 。此时收益期望/缓存空间 $= 12/7$ 。

当仅2缓存了A的内容时，节点2, 5, 6, 8在请求A时获得了节点2到节点1跳数的收益，即收益期望为 $(1 \times 4) / 7$ ，此时收益/代价 $= 4/7$ 。当6也缓存了A时，2, 5在请求A时获得2到1之间的1跳数收益，而6, 8则获得6到1的2跳数收益；也可理解为在2缓存A的收益基础上，6或8对1的访问均再获取了缩短了6到2之间的1跳数收益。此时收益期望为 $6/7$ ，而代价为2，此时收益期望/缓存空间为 $3/7$ 。

当仅4缓存了A的内容时，收益期望仅为 $1/7 = 1/7$ 。在网络中仅对该内容缓存一次的情况下，存在4和存在2之间有着巨大的差异。因此有必要考虑将缓存置于何处以最小的缓存开销获得更大的收益。

## 2.2 问题建模

结合NDN网络架构模型，定义网络为图 $G(V, E)$ ，其中 $V$ 为NDN网络中路由器节点的集合，节点以 $v$ 表示， $E$ 为路由器节点间的边集合，边以 $e$ 表示。定义网络中发布的内容集为 $F$ ，内容以 $f$ 表示，发布 $f$ 的节点记作 $v_{s(f)}$ 。假定节点 $v_i$ 需要获取内容 $f_k$ ，距离 $v_i$ 最近的缓存有 $f_k$ 的节点为 $v_j$ ，获取 $f_k$ 的代价即 $d(i, j)$ ，即节点之间的跳数。 $d(i, j)$ 越小，说明缓存的命中距离越短。当所有节点均不缓存 $f_k$ 时， $v_j = v_{s(f_k)}$ ，也即由发布 $f_k$ 的节点 $v_{s(f_k)}$ 来响应对 $f_k$ 的请求，此时获取 $f_k$ 的代价达到最大值即 $d(j, s(f_k))$ 。因此，在 $v_j$ 缓存 $f_k$ 后，每个经过 $v_j$ 节点的对 $f_k$ 的请求均节约了 $d(j, s(f_k))$ 的命中距离，此即该条缓存带来的收益。令 $v_i$ 的最短路径树中以 $v_j$ 为根节点的子树节点数为 $w(i, j)$ ，记到 $v_i$ 的最短路径为 $p(i, j)$ ，为 $v_j$ 到 $v_i$ 的最短路径上途经节点的集合。

本文在研究中作出以下假设：

**假设1** 由于网络中的节点是平等的，假定每个节点具有相同的产生内容的能力及获取内容的需求。同时由于目前的网络研究中，节点对不同内容的请求依据内容流行度产生。因此在本文中假设每节点均以相同的概率分布请求不同的内容。

**假设2** 考虑到通常情况下内容已经做了切片封装为数据包，因此假定每个 $f$ 具有相同的大小，并将其单位化为1。

考虑系统整体存储空间有限，本文在充分利用系统缓存空间的前提下，为节点分配不同的缓存性能，尽可能获取更大的收益。定义为 $x_{j, f_k}$ 是否希望缓存该内容的标志， $p_{f_k}$ 为 $f_k$ 出现在每个节点的被请

求的概率。令 $v_i$ 的缓存空间为 $c_i$ ，而所有内容需要的空间为 $C$ ， $k$ 为缓存的比例。此时问题已简化为背包问题。

得出问题模型为

$$\max \left. \begin{aligned} & \sum_{f_k \in F} \sum_{v_i \in V} \sum_{v_j \in V} p_{f_k} x_{j, f_k} d(j, s(f_k)) \\ \text{s.t.} & \begin{cases} \sum_{v_i \in V} c_i \leq kC \\ \sum_{f_k \in F} p_{f_k} = 1 \\ x_{j, f_k} \in \{0, 1\}, \forall v_j \in V, \forall f_k \in F \end{cases} \end{aligned} \right\} \quad (1)$$

目标为计算 $x_{j, f_k}$ 以使得网络中缩短的缓存命中距离最长。约束依次表明：所有节点的缓存能力叠加后不超过系统的缓存能力，每个节点所有内容被请求的概率之和为1，节点对内容只有缓存或不缓存两种可能性，而节点缓存的内容不超过节点自身的缓存能力。

由于计算顺序不影响求和的结果，式(1)可以进行化简，而后由于每当 $v_j$ 出现在 $p(i, s(f_k))$ 时即被计算一次缓存缩短距离，而经过 $v_j$ 的 $p(i, s(f_k))$ 一共有 $w(i, s(f_k))$ 条，因而可以进一步化简得到式(2)：

$$\begin{aligned} \max & \sum_{f_k \in F} \sum_{v_i \in V} \sum_{v_j \in p(i, s(f_k))} p_{f_k} x_{j, f_k} d(j, s(f_k)) \\ & = \max \sum_{f_k \in F} p_{f_k} \sum_{v_i \in V} \sum_{v_j \in p(i, s(f_k))} x_{j, f_k} d(j, s(f_k)) \\ & = \max \sum_{f_k \in F} p_{f_k} \sum_{v_j \in V} x_{j, f_k} d(j, s(f_k)) w(j, s(f_k)) \end{aligned} \quad (2)$$

从化简后的式子可以看出，所求目标为对每内容的请求所缩短的缓存命中距离之和。

为了便于计算，由于同一节点生成的内容遵循同一缓存策略，因而令节点 $v_i$ 产生内容数量为1，标号为 $i$ ，也即 $s(f_i) = i$ 。考虑到假设1，节点之间无差异性，即内容流行度与其源无关，因此不将其纳入考虑范畴。基于以上考虑，将式(2)的目标再次简化得到式(3)：

$$\max \left. \begin{aligned} & \sum_{v_i \in V} \sum_{v_j \in V} x_{j, f_i} w(i, j) d(i, j) \\ \text{s.t.} & \begin{cases} \sum_{v_j \in V} c_j x_{j, f_i} \leq kC \\ x_{j, f_i} \in \{0, 1\}, \forall v_j \in V, \forall f_i \in F \end{cases} \end{aligned} \right\} \quad (3)$$

## 3 基于拓扑信息的缓存优化策略

本文首先利用拓扑信息基于贪心算法对节点的缓存任务进行了分配，在此基础上结合对不同内容

的兴趣热度对该缓存方法做了优化。由于缓存任务分配中只考虑了节点之间在拓扑上的关系,而不考虑节点内容的流行度,因此极有可能缓存一些请求频率较少的内容,因此在此处综合了prob的方法对其进行处理,从而在损失较少收益的同时节约大量缓存空间。在prob的思想中,每个数据报文途径节点时,有 $p$ 的概率对其缓存,那么当其途径某节点 $n$ 次,被缓存的概率为 $1-(1-p)^n$ 次,即随着数据包路过的频率越来越接近1。关于 $p$ 的选取,由于缓存方案的计算本身即已经考虑过节点位置,仅用于考虑节点热度,因此 $p$ 在整个网络中设置为定值。具体算法步骤如下:

步骤 1 每个节点 $v_i$ 计算最短路径树,生成路由表,得到到达每个节点 $v_j$ 的 $d(i,j)$ 及 $p(i,j)$ 。同时,统计当前节点到其余节点的最短路径中各个节点 $v_k$ 的出现次数,即 $w(i,k)$ 。

步骤 2 将 $w(i,j)$ 与 $d(i,j)$ 相乘,基于此进行排序。

步骤 3 按顺序将选择 $v_j$ 对 $v_i$ 的内容进行缓存,直到系统缓存空间全部充满为止。

步骤 4 当节点 $v_i$ 收到的内容属于分配给 $v_i$ 的缓存任务时,对该内容执行概率缓存。

算法整体流程如表1所示。

计算最短路径树的复杂度为 $O(n^3)$ ,是网络中

表 1 算法流程

第1部分: 依据拓扑信息为节点分配缓存节点计算路由表信息时:
for all $v_i \in V$ do
for all $v_j \in V$ do
计算最短路径树得到 $p(i,j)$ and $d(i,j)$
for all $p_j \in p(i,j)$ do
for all $v_k$ in $p_j$ do
$w(i,k) += 1$
for all $v_j \in V$ do
计算 $w(i,j) \cdot d(i,j)$
降序 $w(i,j) \cdot d(i,j)$
while $\sum_{v_j \in V} c_j x_{j,f_i} \leq kC$
$x_{j,f_i} = 1$
end while
第2部分: 执行过程中的优化
节点收到内容
If $(x_{j,f} = 1)$ then
在 $[0, 1]$ 区间生成随机数
if $(\text{num} < p)$ then
cache $f$

不可减少的路由计算复杂度,缓存收益的计算过程中,由于缓存收益仅沿着最短路径计算一次,因而缓存收益计算复杂度也为 $O(n^3)$ ,对缓存收益进行排序的复杂度为 $O(n^2 \log n)$ ,由于NDN根据拓扑为每节点计算转发路径以填充FIB表自身即需计算SPT本身即具有 $O(n^3)$ 的复杂度,因此计算缓存并未带来更大的时间复杂度。

## 4 实验分析

### 4.1 实验环境

ndnsim是在NS-3基础上开发的一款针对NDN网络的离散事件模拟器,本文选用了ndnsim3.26作为仿真软件<sup>[16]</sup>。本文从文献<sup>[17]</sup>选取了若干个真实网络拓扑展开仿真,分别介绍如表2。

表 2 真实网络拓扑参数

网络	拓扑性质	核心网规模	时间
GEANT	欧盟骨干网	37个节点, 58条链路	2012年
GARR	意大利骨干网	48个节点, 62条链路	2011年
DFN	德国骨干网	51个节点, 80条链路	2011年
Janet	英国骨干网	28个节点, 43条链路	2011年

本仿真中,设置每个节点产生100个内容,每秒向网络发出10个兴趣请求,仿真持续10 s。为了观察执行该算法所消耗的缓存空间,本文不设置节点缓存上限。显然对于有限的缓存来讲,算法所需消耗的缓存越大,节点内发生的缓存替换越频繁,缓存命中率也就越低。节点对内容的请求概率依据内容流行度来执行,而内容的流行度服从参数为0.7的zipf分布<sup>[18]</sup>。作为对比的prob策略,设置缓存概率为默认值0.5,即对路过的报文有0.5的概率进行缓存。为了便于对比,本文提出的策略中,当节点有义务对某报文进行缓存时,同样以0.5的概率进行缓存。具体实验设置如表3。

本文设计的算法中, $k$ 从0到1以0.1为步长的递增。 $k=0$ 时,缓存表为空,相当于网络不具备缓存能力,因此收益为0。 $k=1$ 时,相当于数据包路过

表 3 实验设置参数

实验参数	实验设置
缓存概率(prob)	0.5
缓存概率( $p$ )	0.5
每节点产生内容数	100
每节点请求内容频率	10 个/s
每节点缓存空间	无限
内容流行度	Zipf( $q=0.7$ )
仿真持续时间	10 s

即以概率 $p$ 对其缓存的prob策略。本文将对以上提到的拓扑分别展开仿真，与默认的CEE, prob策略及基于DC的HSS策略做出对比。

本文中基于DC的HSS策略实现伪代码如表4所示。

表4 基于DC的HSS策略实现伪代码

```

for all  $v_j \in V$  do
    计算经过 $v_j$ 的路径数 $m_j$ 
    更新最大路径数 $M$ 
 $v_i$ 收到内容
    在 $[0, 1]$ 区间生成均匀分布的随机数
    -----if ( $\text{num} < km_i/M$ ) then
        cache  $f$ 
    
```

### 4.2 结论分析

为了比较本算法与CEE, prob缓存的策略的性能，引入评价指标如下：

(1) 收益，指缓存缩短的命中距离。如第2节所述，命中距离为节点发出兴趣请求后，转发到达数据副本所在缓存节点所经历的转发次数。当不采用缓存时，缓存命中距离为请求节点到内容源节点之间的距离。采用缓存后，由于可能在到达内容源节点之前获取到数据副本，缓存命中距离将被缩短。为了量化缓存算法的性能，本文将采用缓存算法缩短的缓存命中距离作为收益。收益越大，报文在网

络中停留的时间就越短，对网络造成的拥塞压力也就越小；同时节点较快地获取到了所需数据，用户体验较好。

(2) 性价比，指缓存缩短的命中距离/缓存条目数。由于获取收益需要占据缓存空间，而存储资源的消耗将带来成本的增加，本文将占据的总缓存空间大小作为成本。单位缓存空间消耗带来的收益称为性价比。在CEE策略中，由于节点对经过的所有数据报文做了缓存，因而获取了极大的收益，但同时也占据了较多的缓存空间。性价比越高，说明有限的缓存空间获取了更多的收益。

图3为各拓扑的HSS策略及本文提出算法在 $k$ 从0.1~0.9之间的收益变化。为便于比较，以CEE策略的收益对其做归一化。

由图3可以看出，4种拓扑之间的变化趋势大致相同，反映出以下信息：

(1) 曲线呈现单调上升，即随着缓存决策所占比例的上升，获得的收益增加。

(2) 曲线上升趋势逐渐减缓，缓存的条目增加后带来的收益减少。可以看出，当缓存的条目减少一定数量时，对收益的影响非常小。事实上，当 $k=0.9$ 时，所有拓扑环境下的收益都已经接近缓存全部内容带来的收益。

图4为HSS策略及本文提出的策略在 $k$ 从0.1~0.9之间的缓存策略的性价比变化，为了便于比较，以prob策略的性价比对其进行归一化。

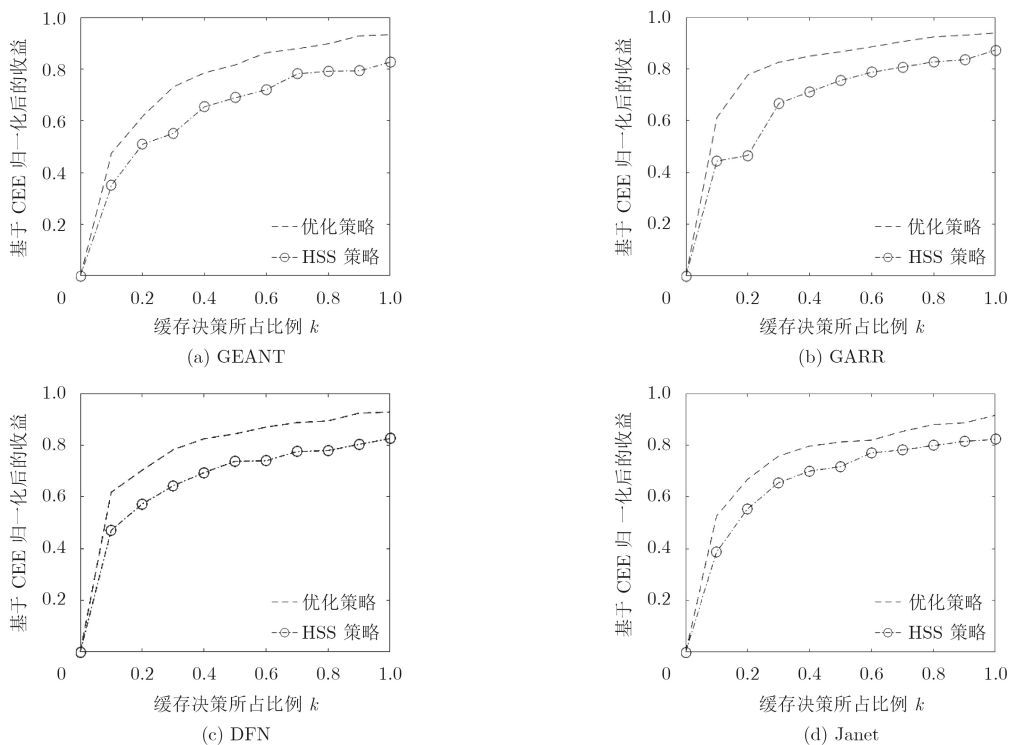


图3 归一化收益-缓存决策所占比例

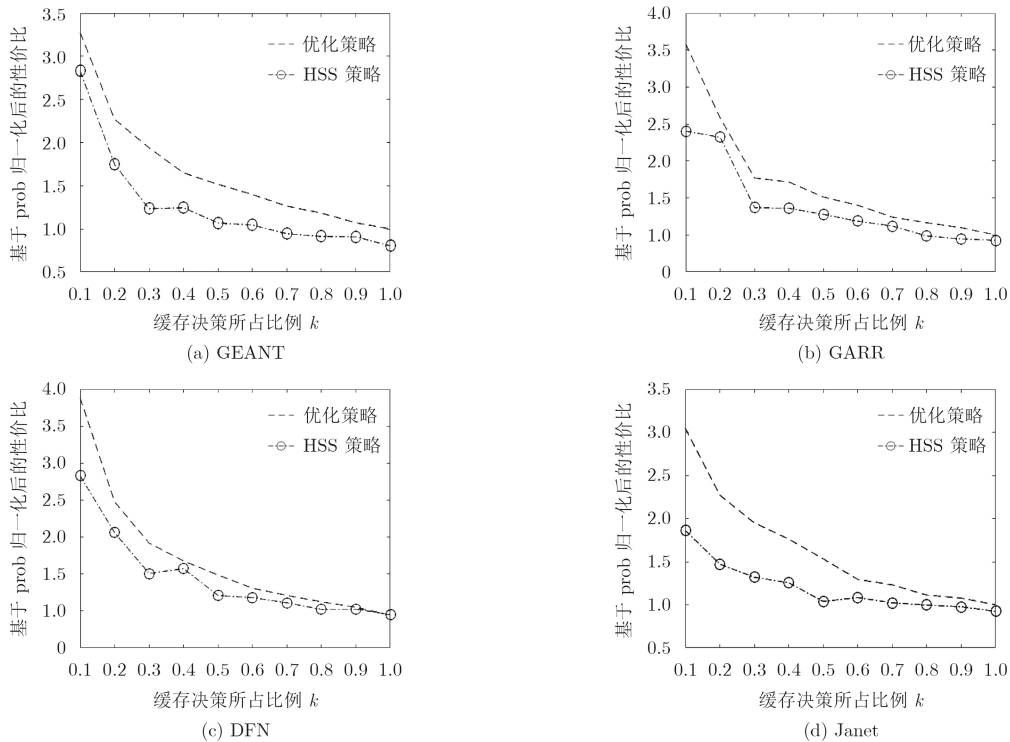


图4 性价比-缓存决策所占比例

缓存增加后,整体的性价比是在下降的。这一点符合本文之前的设计,由于按照缓存带来的收益对其进行缓存,贪心选取至填满所有缓存空间为止,因此随着缓存的增加,性价比的平均值被拉低了。

以上仿真实验中,优化策略的概率设置始终与prob策略相同。考虑到当概率减小时,仅缓存了请求频率较高的内容,因而缓存条目数减少,同样会引起性价比的上升,调整了prob策略中的概率,对其缓存所缩短的命中距离-缓存条目数的变化趋势与优化策略及HSS策略再次做出比较。图5以Janet为例,对prob策略调整了 $p$ 的大小,于0.1~0.5之间得到缓存收益-缓存条目数。以缓存条目数为横轴,缓存收益为纵轴。同样将优化策略( $p=0.5$ )的缓存收益-缓存条目数的曲线放在该图中对比,可以得出以下结论:

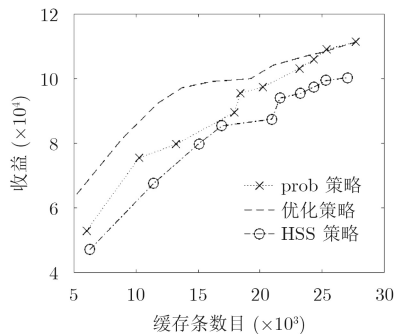


图5 收益-缓存条目数

(1) prob策略对缓存空间的减少更为敏感。当占用的缓存空间减少时,减少缓存概率比减少缓存比例(对 $k$ 进行调整)的收益下降更快。

(2) 同等缓存条目数情况下,优化策略的收益更高。当缓存条目数越少时,优化策略和prob策略的差距越大。当缓存空间较为充裕时,两者性能接近。

由上述实验结果可以得出:由于本文设计的算法根据拓扑信息做了优化,因而缩短了更多的缓存命中距离。在4.1节所设定的实验环境下,本文设计的策略比CEE策略、prob策略、HSS策略展现出了更高的性能。

## 5 结束语

本文为NDN网络的缓存建立了一种问题模型,并针对该模型提出了一种考虑拓扑信息的同时综合内容访问的兴趣热度使得尽可能缩短缓存命中距离的方法。并在一些典型的拓扑下对该算法做了仿真,与传统的基于概率的缓存策略及默认缓存策略在不同的内容流行度分布下做了比较,证实了该算法的有效性。该算法可有效分配拓扑中各节点的缓存能力,在整体缓存空间有限的情况下,缩短了尽可能多缓存命中距离,节约了通信开销,提升了用户体验。

本文所做的工作仍有许多不足,在本文所涉及到的实验中,节点缓存方案需计算全局的拓扑信息,下一步将考虑分域场景下的缓存算法。

## 参考文献

- [1] JACOBSON V, SMETTERS D K, THORNTON J D, *et al.* Networking named content[C]. International Conference on Emerging NETWORKING Experiments and Technologies, New York, USA, 2009: 1–12.
- [2] CHIOCCHETTI R, PERINO D, CAROFIGLIO G, *et al.* INFORM: A dynamic interest forwarding mechanism for information centric networking[C]. ACM SIGCOMM Workshop on Information-Centric NETWORKING, Hong Kong, China, 2013: 9–14.
- [3] IOANNOU A and WEBER S. A survey of caching policies and forwarding mechanisms in information-centric networking[J]. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, 2016, 18(4): 2847–2886. doi: [10.1109/COMST.2016.2565541](https://doi.org/10.1109/COMST.2016.2565541).
- [4] ZHANG Meng, LUO Hongbin, and ZHANG Hongke. A survey of caching mechanisms in information-centric networking[J]. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, 2015, 17(3): 1473–1499. doi: [10.1109/COMST.2015.2420097](https://doi.org/10.1109/COMST.2015.2420097).
- [5] LAOUTARIS N, CHE H, and STAVRAKAKIS I. The LCD interconnection of LRU caches and its analysis[J]. *Performance Evaluation*, 2006, 63(7): 609–634. doi: [10.1016/j.peva.2005.05.003](https://doi.org/10.1016/j.peva.2005.05.003).
- [6] PSARAS I, WEI K C, and PAVLOUS G. In-network cache management and resource allocation for information-centric networks[J]. *IEEE Transactions on Parallel & Distributed Systems*, 2014, 25(11): 2920–2931. doi: [10.1109/TPDS.2013.304](https://doi.org/10.1109/TPDS.2013.304).
- [7] WEI K C, DILIANG H, and IOANNIS P. Cache “less for more” in information-centric networks[C]. International IFIP TC 6 Conference on NETWORKING, Prague, 2012: 27–40. doi: [10.1007/978-3-642-30045-5\\_3](https://doi.org/10.1007/978-3-642-30045-5_3).
- [8] WANG Sen, BI Jun, WU Jianping, *et al.* CPHR: In-network caching for information-centric networking with partitioning and hash-routing[J]. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2016, 24(5): 2742–2755. doi: [10.1109/TNET.2015.2480093](https://doi.org/10.1109/TNET.2015.2480093).
- [9] ROSSI D and ROSSINI G. On sizing CCN content stores by exploiting topological information[C]. Computer Communications Workshops, Orlando, USA, 2012: 280–285.
- [10] SOURLAS V, GKATZIKIS L, FLEGKAS P, *et al.* Distributed cache management in information-centric networks[J]. *IEEE Transactions on Network & Service Management*, 2013, 10(3): 286–299. doi: [10.1109/TNSM.2013.052113.120382](https://doi.org/10.1109/TNSM.2013.052113.120382).
- [11] LLORCA J, TULINO A M, GUAN K, *et al.* Dynamic in-network caching for energy efficient content delivery[C]. IEEE International Conference on Computer Communications, Turin, 2013: 245–249.
- [12] KHREISHAH A, CHAKARESKI J, GHARAIBEH A, *et al.* Joint data placement and flow control for cost-efficient data center networks[C]. International Conference on Information and Communication Systems, Beijing, 2015: 274–279.
- [13] GHARAIBEH A, KHREISHAH, JI Bo, *et al.* A provably efficient online collaborative caching algorithm for multicell-coordinated systems[J]. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 2016, 15(8): 1863–1876. doi: [10.1109/TMC.2015.2474364](https://doi.org/10.1109/TMC.2015.2474364).
- [14] LIU Yinlong, ZHU Dali, MA Wei, *et al.* A novel cooperative caching scheme for content centric mobile Ad hoc networks[C]. Computers and Communication, Messina, 2016: 824–829.
- [15] WANG Yonggang, LI Zhenyu, TYSON G, *et al.* Design and evaluation of the optimal cache allocation for content-centric networking[J]. *IEEE Transactions on Computers*, 2015, 65(1): 95–107. doi: [10.1109/TC.2015.2409848](https://doi.org/10.1109/TC.2015.2409848).
- [16] MASTORAKIS S, AFANASYEV A, MOSIENKO I, *et al.* ndnSIM 2.0: A new version of the NDN simulator for NS-3[R]. NDN, Technical Report NDN-0028, Revision 2, 2016. <https://named-data.net/wp-content/uploads/2016/11/ndn-0028-2-ndnsim-v2.pdf>, 2016.
- [17] The University of Adelaide. DFN[OL]. <http://www.topology-zoo.org/maps> 2017.7.
- [18] LI Yanhua, XIE Haiyong, WEN Yonggang, *et al.* Coordinating in-network caching in content-centric networks: Model and analysis[C]. IEEE, International Conference on Distributed Computing Systems, Philadelphia, 2013: 62–72.

魏欣：女，1996年生，博士生，研究方向为区块链、信息中心网络、物联网。

颜拥：男，1986年生，博士生，研究方向为区块链技术及其应用、电力市场、互联网、电力营销。

郭少勇：男，1985年生，讲师，主要研究方向为区块链与电力物联网。

于卓：男，1980年生，副高级工程师，主要研究方向为区块链及其应用、电力信息化。

邱雪松：男，1973年生，教授，博士生导师，主要研究方向为边缘计算。