

コンテンツ指向型ネットワークにおける 帯域を考慮した分散キャッシング手法

森 研太^{1,a)} 神本 崇史¹ 重野 寛¹

受付日 2015年5月14日, 採録日 2015年11月05日

概要: Named Data Networking (NDN) では, ルータによるキャッシングによってデータ配信の効率を向上させることが可能である. そのため, キャッシュするコンテンツを選別するキャッシングポリシーは, NDN の性能を左右する重要な要素である. NDN におけるキャッシングポリシーはスケーラビリティの面で分散型であることが望ましいが, キャッシュされたコンテンツの所在は互いに不明なため, 他のルータのキャッシュを活用することが難しいという問題がある. 本論文では, ルータの周辺リンクの帯域を考慮してキャッシュ位置および経路を分散管理する BandCache を提案する. BandCache では, 各ルータが自身を通過するトラフィック情報を用いて, 他のルータへコンテンツのキャッシングを委託することで, キャッシュ利用効率の向上と帯域の輻輳の緩和を行う. シミュレーション評価では, コンテンツ取得率, トラフィック量, 遅延の観点から本提案手法の有用性を示す.

キーワード: Named Data Networking, インネットワークキャッシング, フォワーディング

Bandwidth-aware Distributed Caching and Forwarding Scheme in Named Data Networking

KENTA MORI^{1,a)} TAKASHI KAMIMOTO¹ HIROSHI SHIGENO¹

Received: May 14, 2015, Accepted: November 05, 2015

Abstract: Named Data Networking (NDN) is a content-centric Internet architecture. A NDN router has a function of in-network caching, thus the caching policy is an important factor improving a content delivery efficiency. A distributed caching policy has scalability typically, however it does not use the caches stored out of path, thus the policy forwarding to the caches is expected a high caching efficiency. In this paper, we propose bandwidth-aware distributed caching and forwarding mechanism in named data networking, BandCache. The router using BandCache decides the content and the neighbor router based on local traffic for reducing traffic and improving memory efficiency. Simulation results show availability compared with some caching policies in terms of data availability, traffic reduction and delay.

Keywords: Named Data Networking, In-Network Caching, Forwarding

1. はじめに

Named Data Networking (NDN) [1], [2] は従来のインターネットにおけるホスト指向型の通信に対して, コンテンツ指向型の通信を行う新しいネットワークアーキテクチャである. NDN では, コンテンツの要求を行う Interest

パケットと, Interest に対応する Data パケットの2種類のパケットを用いてコンテンツの送受信を行う. このとき, NDN に対応したルータは Interest パケットを自身の持つ経路情報に従って転送する. また, NDN の大きな特徴の1つに, ネットワーク内キャッシングがある. NDN ルータはキャッシュスペース (Content Store, CS) を持つことが可能であり, CS にキャッシュが見つかった場合にはそのキャッシュを要求元に返す.

NDN におけるキャッシングポリシーは分散型と協調型に

¹ 慶應義塾大学大学院理工学研究科
Graduate School of Science and Technology, Keio University,
Yokohama, Kanagawa 223-8522, Japan

a) mori@mos.ics.keio.ac.jp

分類することができる。分散型キャッシングは各ルータが独立してキャッシュするコンテンツの選択を行うため、スケーラビリティの点で優れているが、ネットワーク全体としてキャッシングの判断が適当かどうか判断できないため、キャッシュ効率の低下を招く可能性がある。そこでルータ間で情報の交換を行ってキャッシングの判断を行う協調型キャッシングが多く提案された [3], [4], [5]。しかし、協調の際に発生するコストによって損なわれるスケーラビリティに課題がある。

NDN においては経済的なインセンティブの面からコンテンツ取得の際に必要なホップ数の低減よりも、ネットワーク内でのヒット率向上が重視されるべきだといわれている [5]。Internet Service Provider (ISP) にとって外部のネットワークからのトラフィックは課金対象となる場合があるためである。ネットワーク内でのキャッシュヒット率を向上させるために、アクセス頻度の高いコンテンツを冗長でない程度に優先的にキャッシュし、そのキャッシュに対して Interest がルーティングされるようにルーティング経路の書き換えを行う手法が提案されているが [6]、コンテンツ数やトラフィックの増加にともなうスケーラビリティが問題となる。

本論文では、各ルータが周辺リンクの使用可能帯域を考慮してキャッシュ位置を調整する、プッシュベースのキャッシュ管理方式 BandCache (Bandwidth-Aware Distributed Caching and Forwarding Policy in Named Data Networking) を提案する。BandCache の目的は、余剰な帯域資源を活用した、輻輳の回避と、ネットワーク内のキャッシュ利用率の向上である。

本提案手法は NDN ルータがトラフィックの監視から得る情報を用いて、ネットワーク状況を考慮したコンテンツプッシュと、プッシュにともなう Interest パケットの経路制御を行う。NDN を構成する各ルータは接続する各リンクの状況を把握し、キャッシュの移動によって輻輳を緩和し、かつキャッシュの移動にともなう外部へのトラフィックの減少が期待できる場合のみ、余剰な帯域資源を持つ下流ルータに対してプッシュ機構を用いてコンテンツのキャッシングを委託する。同時に、コンテンツのプッシュ先への Interest パケットの経路制御により、プッシュしたコンテンツへのアクセシビリティを保証する。提案手法によって、ネットワーク内の帯域状況に適応しながらネットワーク内ヒット率を向上させることができる。

以下、2 章で関連研究とその問題点を明らかにし、3 章でその問題を解決する新方式を提案する。そして 4 章で性能評価を行い提案方式の有用性を示し、5 章で結論を示す。

2. 関連研究

本章では、NDN の基本動作を解説し、NDN における代表的なキャッシング手法の紹介と問題点の指摘を行う。

2.1 NDN の基本動作

NDN では Interest パケットと Data パケットを用いたコンテンツの要求/転送が行われる。コンテンツを要求するユーザは Interest パケットに要求するコンテンツの名前を挿入し、送信を行う。NDN に対応したルータに Interest が到着した際、ルータにコンテンツを一時的にキャッシュする領域 (Content Store, CS) がある場合は、まず CS に該当の Data のキャッシュの有無を確認する。Interest に対応する Data がキャッシュされている場合は、これ以上 Interest のフォワーディングが行われず、Interest の要求元にキャッシュされた Data が送り返される。このように、NDN ではルータのキャッシュを用いてネットワーク内のトラフィックを削減することが可能である。また NDN でのネットワーク内キャッシングは、ルータに実装されたキャッシングポリシーに従って行われる。

2.2 分散型キャッシング

分散型キャッシングでは、各ルータが自身を通過するコンテンツに関する情報のみを使用してキャッシュするコンテンツを決定する。人気のあるコンテンツを優先的にキャッシュするという観点で、NDN において有効であるといわれるシンプルな分散型キャッシングポリシーに、Least Frequency Used (LFU) と Least Recently Used (LRU) がある。LFU は単位時間あたりにキャッシュが参照された回数の最も小さいものをキャッシュから追い出すキャッシングポリシーである。このため、キャッシュに存在する各コンテンツのリクエストされた回数を記憶しておかなければならない。一方、LRU は参照された時間が最も古いキャッシュを追い出して、新しいキャッシュを保存するキャッシングポリシーである。また、ホップ数の削減を目的とした LFU-based Least Benefit (LB) [7] では、コンテンツの配信者からより遠い位置にあるコンテンツを優先的にキャッシュする。Interest のヘッダに配信元からのホップ数を記憶させることで、ルータと配信者の距離をチェックしている。さらに、キャッシュの冗長性を制御することを目的とした ProbCache [8] では、コンテンツ配信元から要求元のホップ数を基に、経路上でキャッシュが 1 回だけ行われるようキャッシングの確率を決定している。

NDN では一般的に、コンテンツの要求者からサーバまで最短で Interest のルーティングを行う Shortest Path Routing (SPR) が用いられることを想定しており、以上のような分散型キャッシングポリシーを用いる場合、最短経路上にあるルータでしかキャッシュを見つける機会がない。

2.3 協調型キャッシング

協調型のキャッシングでは、ルータ間で情報の交換を行い、各ルータがネットワークにとって利益のあるキャッシュを保持する選択を共同で行う。また、キャッシュを見

つける機会を増やすために、転送経路を書き換えてキャッシュのあるルータへルーティングを行うものもある。

ネットワーク全体の情報を各ルータがすべて収集することは、情報交換のために生じるシグナリングオーバーヘッドや、それにとまなうトラフィックの増加、スケーラビリティの確保といった点で難しい [9]。文献 [10] では、キャッシュ情報を周囲のノードに通知することで、経路情報を書き換え、キャッシュへのルーティングを行っているが、経路情報の更新コストがネットワークサイズやトラフィックに比例し、ネットワークが輻輳する原因となりうる。そこで、ルータ間の情報交換量を削減するために、ルータをグループ化し、同グループに属するルータ間で協調してキャッシングの判断を行う手法が研究されている [6]。また、管理ノードを導入してキャッシュ配置の指示を任せることでキャッシュの利用効率を向上させる手法もある [4], [11]。しかし、協調型のキャッシング手法では、ネットワークの拡大にとまなう、グループ数や管理ノードの負荷が増加するため、キャッシングポリシーの性能やスケーラビリティを保証することが難しい。

2.4 キャッシングを用いた輻輳の抑制

一方で、キャッシングの機能を、輻輳抑制のために利用する研究も行われている。文献 [12] では、ユーザへの遅延が小さくなるよう、ルータの上流と下流の帯域使用率を用いて、キャッシュ追い出しアルゴリズムをデザインしている。また、文献 [13] では、NDN のキャッシング環境における輻輳問題を定式化し、パケットに埋め込んだ累積遅延時間を用いて、輻輳が緩和されるようキャッシングの判断を行っている。

3. 提案

本章では、NDN のための分散型キャッシングポリシー BandCache (Bandwidth-Aware Distributed Caching and Forwarding Policy in Named Data Networking) を提案する。

3.1 提案概要

本提案手法は、(1) 単位時間あたりのコンテンツのリクエスト回数を記憶する LFU (A-LFU), (2) NDN ルータによるコンテンツフローの監視, (3) ネットワーク状況を考慮したコンテンツプッシュ機構, (4) コンテンツプッシュにとまなう Interest パケットの経路制御の 4 つの要素からなる。ここでコンテンツプッシュとは、あるコンテンツをキャッシュするよう、自身が隣接するいずれかの下流ルータに送りつける動作である。BandCache は、AS 外部へのトラフィックの減少が期待できる場合のみ、余剰な帯域資源を持つ下流ルータに対してコンテンツプッシュを行う。同時に、コンテンツプッシュを行ったルータは、プッシュ

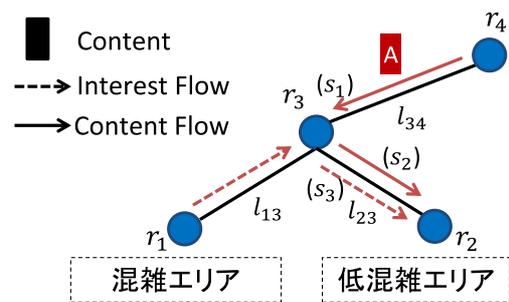


図 1 提案手法の動作概要
Fig. 1 Proposal overview.

先へ Interest パケットを転送するよう自身の経路表を書き換えることにより、プッシュしたコンテンツへのアクセシビリティを向上させる。

本論文では、最短経路での Interest パケットの転送を行い、すべてのルータにおいて本提案手法が実装されるネットワークを想定している。

図 1 に、本提案手法の動作概要を示す。図 1 では、ルータ r_1 の上りリンクが混雑しており、 r_2 の上りリンクに帯域の余裕がある状況である。図中の (s_1) では、ルータ r_3 がコンテンツ A に対する情報を収集し、どのリンクを用いてコンテンツプッシュを行うか決定している。 (s_2) は、ルータ r_3 が、帯域が空いているリンク l_{23} に接続するルータ r_2 に対して、コンテンツ A のコンテンツプッシュを行い、 r_2 は受け取ったコンテンツ A をキャッシュするかどうか判定する様子を示しており、 (s_3) では、ルータ r_3 が、ルータ r_1 からのコンテンツ A に対するリクエストを受けて、 r_2 でキャッシュされたコンテンツ A に対してルーティングを行っている。このコンテンツプッシュと、プッシュされたコンテンツへのルーティングによって、上流リンクの帯域使用量を削減し、帯域に余裕のあるリンクを活用することができる。

3.2 Advanced-LFU

BandCache では LFU ライクなキャッシュ追い出しメカニズムを用いる。本論文ではこれを Advanced-LFU (A-LFU) と呼ぶ。一般的な LFU では、単位時間あたりのメモリ内に存在するキャッシュの参照回数を記録するが、A-LFU では、単位時間あたりに受信したすべてのコンテンツのリクエスト回数を記憶する。

これらの記録は参照テーブルに記憶される。参照テーブルは、コンテンツ名、各リンクからの単位時間あたりのリクエスト回数、キャッシュの有無の要素から構成される。表 1 に参照テーブルの例を示す。表 1 より、この参照テーブルを持つルータは、コンテンツ A はリンク l_{ij} から 1 回、リンク l_{ik} から 2 回の単位時間あたりのリクエストがあり、またコンテンツ A のキャッシュは保有していないということが読み取れる。

表 1 参照テーブルの例

Table 1 An example of a reference table.

コンテンツ名	リクエスト頻度			キャッシュ
	l_{ij}	l_{ik}	...	Y/N
A	1	2	...	N
B	3	2	...	Y
⋮	⋮	⋮	⋮	⋮

キャッシュ追い出しのアルゴリズムは、最も参照回数の少ないキャッシュと到着したコンテンツのリクエスト回数を比較して、リクエスト回数が上回る場合は当該のキャッシュを削除して、コンテンツを新たにキャッシュする、という手法を用いる。

3.3 トラフィックの監視とリンクの使用状況

BandCache では、各ルータが自身を通過するトラフィックを監視することでリンクの使用状況を把握する。ルータ r_i がリンク l_{ij} の使用状況を表す指標として以下の Link Usage Value (LUV) を用いる。

$$LUV(r_i, l_{ij}) = 1 - \frac{D_{ij}}{B_{ij}}. \quad (r_i \in R, l_{ij} \in L) \quad (1)$$

このとき、 R は NDN 内のルータの集合で、 L はリンクの集合である。また B_{ij} はリンク l_{ij} の帯域で、 D_{ij} はリンク l_{ij} を単位時間あたりにリンクを通過するトラフィック量を表す。リンクを通過するトラフィック量は、Interest および Data のヘッダを含むパケットの総データ量から算出する。

3.4 プッシュするコンテンツの決定法

本論文におけるコンテンツプッシュとは、他のルータに対して、あるコンテンツをキャッシュするよう、該当のコンテンツを送りつける動作である。コンテンツプッシュを行う条件は、以下の3つを満たす場合である。

- (1) 到着したコンテンツを自身がキャッシュしない、
- (2) 帯域使用率の最も小さいリンクが、輻輳していない、
- (3) コンテンツプッシュにともなう経路制御によって上流の帯域使用率を削減できる可能性がある。

以下では、ルータ r_i がコンテンツ c をプッシュするものとして解説する。まず、ルータ r_i は自身を通過するコンテンツ c に対して、A-LFU のキャッシュ追い出しアルゴリズム適用の結果、 c をキャッシュしないと判断したとする。続いて、ルータ r_i は隣接するリンクの使用率を式 (1) を用いて、最も小さい帯域使用率のリンクを選択する。このリンクの帯域使用率が、スレッシュホールド th 以下の場合、当該のリンクをプッシュ先として使用する。このとき、キャッシュの移動先候補となるルータを r_j とし、2つのルータ r_i, r_j を接続するリンクを l_{ij} とする。

ルータ r_i に接続するリンク l_{ik} からのコンテンツ c への

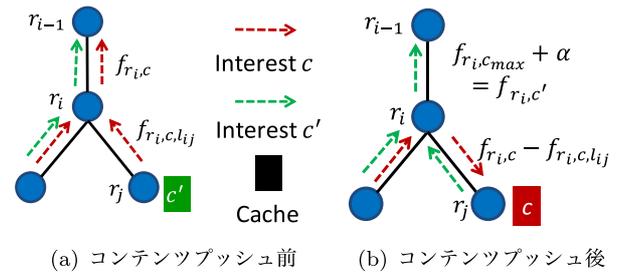


図 2 コンテンツプッシュにともなうトラフィックの変化 (ルータ r_i がルータ r_j に対してコンテンツ c をプッシュを行う)

Fig. 2 A traffic fluctuation with content pushing (r_i push content c to r_j).

リクエスト回数を $f_{r_i, c, l_{ik}}$ とすると、ルータ r_i に接続するすべてのリンクからのコンテンツ c への総リクエスト回数 $f_{r_i, c}$ は以下のとおりである、

$$f_{r_i, c} = \sum_{l_{ik} \in L_i} f_{r_i, c, l_{ik}}. \quad (2)$$

このとき、 L_i はルータ r_i に接続するリンクの集合である。

図 2 に、コンテンツプッシュにともなうコンテンツリクエストの変化の様子を示す。ルータ r_j からルータ r_i へのコンテンツのリクエストで、最も頻りにリクエストされているコンテンツを c_{max} とすると、 r_i におけるリンク l_{ij} からの c_{max} のリクエスト回数は $f_{r_i, c_{max}, l_{ij}}$ である。このとき c_{max} は、ルータ r_j にキャッシュされていないコンテンツのうち、最もリクエスト頻度の高いコンテンツといえる。ここで、ルータ r_j がコンテンツ c をキャッシュすると、プッシュ元のルータ r_i の上流リンクのトラフィック量は、 r_i へ流入するコンテンツ c のリクエスト $f_{r_i, c}$ 減少し、プッシュ先の r_j でキャッシュアウトするコンテンツ c' のリクエスト $f_{r_i, c', l_{ij}}$ だけ増加する。ルータ r_i がコンテンツプッシュを行う条件は、上流帯域の使用量削減であり、以下の式を満たす場合である。

$$f_{r_i, c} > f_{r_i, c', l_{ij}} \quad (3)$$

しかし、ルータ r_i は $f_{r_i, c', l_{ij}}$ を知りえないので、代わりに r_i に対する l_{ij} からの c_{max} のリクエスト量 $f_{r_i, c_{max}, l_{ij}}$ を用いて、以下をコンテンツプッシュの判定に用いる。

$$f_{r_i, c} > f_{r_i, c_{max}, l_{ij}} \quad (4)$$

このとき、それぞれのコンテンツのリクエスト量は以下の関係を持つ。

$$f_{r_i, c', l_{ij}} = f_{r_i, c_{max}, l_{ij}} + \alpha \quad (\alpha > 0) \quad (5)$$

そのため、厳密にはコンテンツプッシュにともなって削減されるトラフィックがキャッシュアウトされるコンテンツから生じるトラフィックを下り、プッシュ元の上流帯域の削減につながらないコンテンツプッシュを行う可能性もあるが、今回は、プッシュ先のルータにおいて、最も人気

のないキャッシュ c' と、最も人気のあるキャッシュされていないコンテンツ c_{max} のリクエスト量の差 α は、複数のリンクからのリクエストの総和 $f_{r_i,c}$ に対して十分小さいと考え、式 (5) をコンテンツプッシュの判断式に用いる。

NDN ではパケットのヘッダに任意のフィールドを追加することができる。本提案では、Interest, Data パケットのヘッダに当該のコンテンツの単位時間あたりのリクエスト頻度を表すフィールド (Freq) を追加する。コンテンツのプッシュを要請するにあたって、プッシュするコンテンツの Freq フィールドに、正の整数 E を埋め込むことで、当該のコンテンツがプッシュを目的としたものであることをプッシュ先のルータは確認する。この正の整数 E は、

$$E = f_{r_i,c} - f_{r_i,c,l_{ij}} \quad (6)$$

を用いる。これは、 r_i がプッシュを行うリンク l_{ij} 以外からの r_i へのコンテンツ c に対するリクエストの総和である。また、コンテンツのプッシュではない Data パケットのヘッダには Freq フィールドに 0 が設定されている。

3.5 プッシュされたコンテンツのキャッシング

プッシュコンテンツを受け取ったルータ r_j ($\neq r_i$) は Data パケットのヘッダに挿入された値 E を取り出す。これは、ルータ r_j がコンテンツ c をキャッシュした場合の、リンク l_{ij} からのリクエスト回数である。これを見込みのリクエスト回数 $\hat{f}_{r_j,c,l_{ij}}$ と定義する。

ルータ r_j において、現在キャッシュしているコンテンツのうち、最も単位時間あたりの参照回数が少ないコンテンツを c' とすると、コンテンツ c' をキャッシュから削除し、プッシュされたコンテンツ c をキャッシュする条件は、

$$\hat{f}_{r_j,c,l_{ij}} + f_{r_j,c} > f_{r_k,c'} \quad (7)$$

である。この左辺は、プッシュされたコンテンツ c をキャッシュした場合の、将来予想されるコンテンツ c へのリクエスト回数に相当する。よって式 (7) は、プッシュにともなう将来のコンテンツリクエストの変化を考慮したキャッシュ追い出しの判定式である。

プッシュされたコンテンツをキャッシュしない場合は、Push-Reject パケットをプッシュ元へ送る。Push-Reject パケットは、該当コンテンツ名を持つ、Freq フィールドが -1 の Interest パケットであり、コンテンツプッシュを拒否する際に用いる。

3.6 プッシュしたコンテンツへのルーティング

コンテンツプッシュを行ったルータは自身のルーティングテーブルを書き換えて、プッシュしたコンテンツの Interest に関しては、プッシュ先に転送されるようにする。プッシュ先に転送された Interest がキャッシュにヒットしなかった場合は、その経路情報をルーティングテーブルか

表 2 シミュレーションパラメータ

Table 2 Simulation parameters.

シミュレータ	ndnSIM 2.0 [14]
コンテンツ数 N	1,000
Data パケットサイズ d	1 Kbyte
キャッシュ容量 c	10 kbyte
Interest のタイムアウト t_0	10.0 sec
アクセスパターン	Zipf-Mandelbrot [15]
シミュレーション時間 T	60-120 sec
輻輳のスレッシュホールド th	0.9

表 3 トポロジ情報

Table 3 Topology information.

Topology	Binary Tree	AS1239
バックボーンノード (bb) 数	1	256
ゲートウェイノード (gw) 数	6	144
末端ノード (leaf) 数	8	199
平均帯域 (leaf to gw)	5 Mbps	1 Mbps
平均帯域 (gw to gw)	-	1-3 Mbps
平均帯域 (gw to bb)	10 Mbps	1-3 Mbps
平均帯域 (bb to bb)	20 Mbps	5-10 Mbps
平均 Interest 到着数 λ	100-800 /sec/leaf	10-50 /sec/leaf

ら削除し、続いて本来のサーバがある方向へ Interest を転送する。このとき、キャッシュの発見に失敗したかどうかは Interest のタイムアウトによって判断する。

また、プッシュが成功したコンテンツが、プッシュ先でキャッシュから削除される場合は、Push-Reject パケットをプッシュ元へ送り、キャッシュへの経路の削除を行う。

4. シミュレーション評価

提案手法 BandCache の有用性を示すために、複数の代表的なキャッシングポリシーおよびルーティング手法を用いて比較評価を行う。

4.1 シミュレーション条件

提案手法を評価するにあたり、既存の NDN シミュレータである ndnSIM [14] を用いた。表 2 にシミュレーション条件を示す。コンテンツへのアクセスパターンは Zipf-Mandelbrot 分布 [15] に従って生成した。確率分布関数は、

$$P(i) = \frac{1}{(i+q)^s}, \quad (8)$$

のように表される。パラメータ q , s はコンテンツのばらつきを決めるパラメータで、今回はシミュレータの標準値である 0.7 をともに用いた。

表 3 にはシミュレーションで使用したトポロジ情報と、生成されるトラフィック量を示す。本シミュレーションでは、「バックボーンノード (bb)」、「ゲートウェイノード (gw)」、「末端ノード (leaf)」の 3 種類のノードが存在する。バックボーンノードは管理下にあるネットワークとその外

部の境界に存在するノードで、オリジナルのコンテンツをサーバから取得するためには、必ず外部 ISP につながるバックボーンノードを経由するものとし、シミュレーションで用いるトポロジの内部にコンテンツの配信サーバは配置しない。末端ノードは自身より下流に他のノードが存在しないノードで、末端ノードからコンテンツリクエストが行われる。また、バックボーンノードと末端ノード以外のノードをゲートウェイノードとした。これら3つのノードはいずれもキャッシュ容量を持つ。

ツリートポロジは深さ3の完全二分木で、ISP内のルータ数は $2^4 - 1 = 15$ 、ツリー頂点のバックボーンノードがコンテンツの配信サーバにつながっている。AS1239トポロジでは、コンテンツの配信サーバはコンテンツごとに、いずれか1つのバックボーンノードの先に配置してあるものとし、異なるバックボーンノードから同一のコンテンツの取得はできないものとする。またシミュレーションごとにコンテンツの配置を変化させる。以上の環境でシミュレーションを10回行い、平均値を算出した。

4.2 比較対象と評価項目

提案手法との比較対象として、代表的なキャッシングポリシーおよびルーティング手法を用いる。用いるキャッシングポリシーは、2.2節で説明した、LFU, LRU, LBの3つを用いる。またルーティング方法は、Shortest Path Routing (SPR) と Flooding の2つを用いる。SPRはコンテンツの要求元からコンテンツの配信サーバまで最短経路でたどるルーティングで、Floodingはすべてのリンクに対してInterestを複製、分岐させながらコンテンツを探す手法である。以上のキャッシングポリシーおよびルーティング手法をそれぞれ組み合わせ合わせた計6つを比較対象に用いる。

評価は、データ取得率 (Data Availability, DA)、総トラフィックに対する外部からのトラフィック比 (T_{in})、データ取得遅延 (Delay) の3点で行う。

DAは、ユーザのInterest生成回数に対する、Data取得回数である。Interestの生成回数と取得したDataが同じであればDAは100%であり、Interestの再送が増えるに従ってDAは低下する。本シミュレーションにおけるInterestの再送は、Interestのタイムアウト発生後にのみ行う。

T_{in} は、ユーザのInterest生成回数のうち、ISP外部にあるコンテンツ配信サーバからコンテンツを取得した割合である。本シミュレーションでは、コンテンツの配信サーバはつねにISP外部にあるので、 T_{in} はISP内部でキャッシュを発見できていないリクエストの割合である。

Delayは、Interestを生成してから、Dataの取得が完了するまでにかかった時間である。評価結果には、受信したすべてのDataに対して、データの取得に要した遅延の平均を用いた。ただし、タイムアウトしたInterestは除いて算出した。

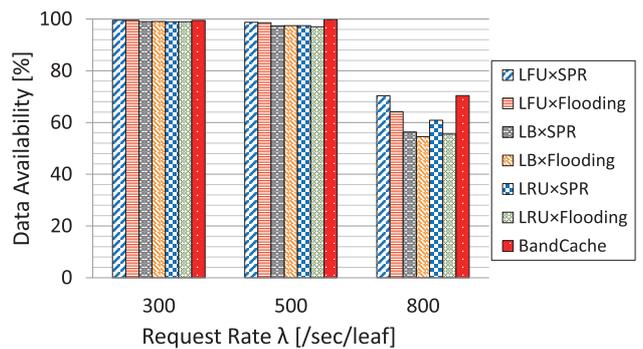


図3 トラフィック状況に対するデータ取得率
Fig. 3 Data Availability for request rate in tree topology.

4.3 データ取得率

図3に、ツリートポロジを用いた場合の、コンテンツのリクエストレートに対するデータ取得率を示す。横軸は単位時間あたりの各末端ルータに対するコンテンツのリクエストレートで、 $\lambda = 300$ の場合、本シミュレーションで用いているツリートポロジでは、いずれのリンクでも輻輳は発生しない。一方、 $\lambda = 500$ の場合、ツリー上部のリンクの下りの帯域使用率がDataパケットによりほぼ100%となり、 $\lambda = 800$ では、ツリー全体で下りリンクに輻輳が発生するようになっている。

$\lambda = 300$ の場合には、いずれの手法を用いても、データの取得率はほぼ100%であることが分かる。これはリンク上で輻輳が生じておらず、Interestのタイムアウトが生じていないためである。 $\lambda = 500$ の場合、既存手法におけるデータ取得率がやや低下している。これは、ツリー上部のリンクの帯域使用率が高いため、パケットロスが生じているからである。一方、提案手法においては、データ取得率の低下が見られない。これは、コンテンツプッシュによって帯域使用率の多いリンクのトラフィックを下位のリンクへ移すことに成功し、リンクの輻輳を抑制できているからである。対して、 $\lambda = 800$ の場合では、ツリー上流で輻輳が発生し、Interestパケットのタイムアウトが頻繁に生じているため、いずれの手法においてもデータ取得率が低下している。提案手法のBandCacheでは、どの下り方向のリンクも輻輳しているため、コンテンツプッシュを行う際の、下りリンクを用いたコンテンツのプッシュにきわめて高確率で失敗してしまうため、提案手法は最短経路でリクエストの転送を行い、A-LFUを用いたキャッシュ追い出しアルゴリズムを行うだけの手法と同等の挙動となるため、LFU×SPRとほぼ同じ結果になっている。

4.4 外部トラフィックの削減率

図4は、ユーザが取得した全データ量に占める外部から流入したトラフィック量を示す。ネットワーク全体のトラフィックが比較的少ない場合は、提案手法が最も外部からのトラフィックを抑制できていることが分かる。こ

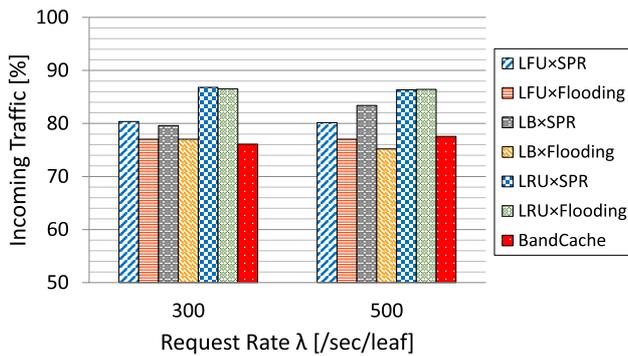


図 4 全トラフィックに占める外部トラフィック量
Fig. 4 T_{in} for request rate in tree topology.

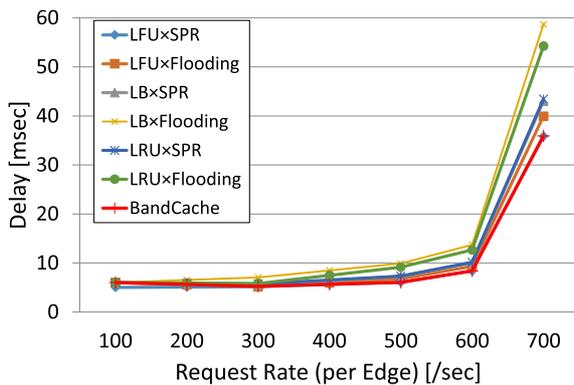


図 5 トラフィック状況の変化が及ぼす遅延への影響
Fig. 5 Delay for request rate in tree topology.

これは、帯域の使用率が小さいリンクを使って、コンテンツプッシュを行った結果、本来ツリー上部へ向かうコンテンツのリクエストが、ツリーの下位で解決されているためである。このことから、提案手法を用いることで、ISP 外部からのトラフィックを削減する方向へキャッシュの配置およびキャッシュへの経路制御が行われていくことが分かる。一方、 $\lambda = 500$ の場合は、やや提案手法の性能が低下している。これは一部のリンクが輻輳しているため、コンテンツプッシュ先として選択できるルータの数が減ってしまっているからである。

4.5 データ取得遅延

図 5 は、トラフィック量が変化した際の、データ取得遅延を示している。提案手法では、トラフィック状況にかかわらず、他の手法と比較して最も遅延時間の小さな手法の 1 つとなっている。本提案手法のベースとなっている LFU×SPR とほぼ同じ結果になっていることから、コンテンツプッシュにともなうキャッシュへの経路制御が生じて、そのキャッシュやコンテンツまでの距離が必ずしも近くなるわけではないことが分かる。

4.6 現実的なトポロジを用いた性能評価

図 6, 図 7, 図 8 は、トポロジに AS1239 を用いた場合の、

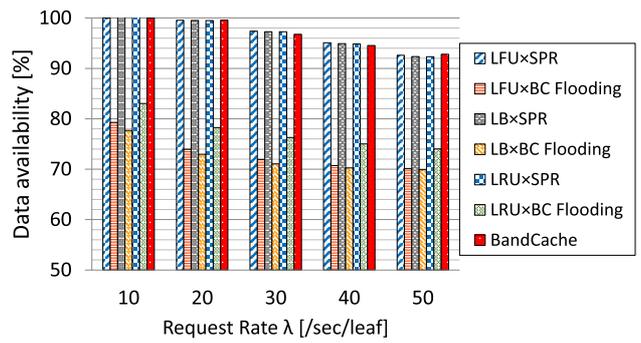


図 6 トラフィック状況に対するデータ取得率 (AS1239)
Fig. 6 Data Availability for request rate in AS1239.

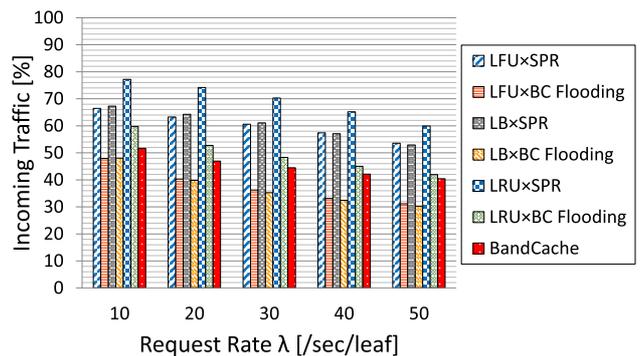


図 7 手法別に見る外部トラフィック比 (AS1239)
Fig. 7 T_{in} for request rate in AS1239.

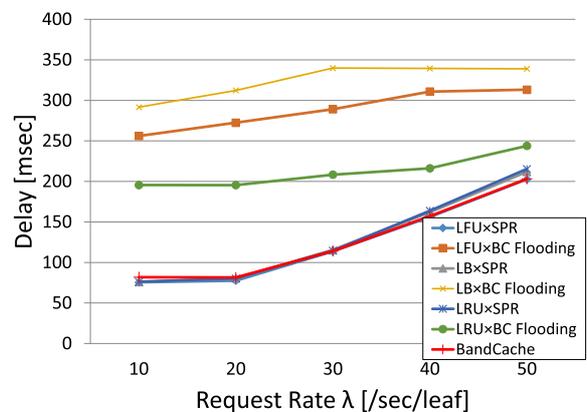


図 8 トラフィック状況の変化が及ぼす遅延への影響 (AS1239)
Fig. 8 Delay for request rate in AS1239.

データ取得率、外部トラフィック比、データ取得遅延をそれぞれ示している。ツリートポロジと異なり、Flooding に代えて BC Flooding を用いた。BC Flooding とは、Interest の複製回数を制限した Flooding である。Interest を受け取ったルータはコンテンツの配信サーバへの Interest 転送のほかに、Interest に対応する Data のキャッシュが転送されてきた経路を記憶しておき、その最も新しい 1 つの経路に対して複製した Interest の転送を行う。

図 6 のデータ取得率では、本提案手法は高い性能のグループに入る。トラフィックが少ない場合は、他の手法とほぼ同じデータ取得率となっており、トラフィックが多く

なると、コンテンツプッシュによって上流リンクの輻輳が緩和されるため、データ取得率は他の手法に対してやや高い結果となっている。一方で、BC Flooding を用いた手法のデータ取得率は SPR を用いた場合より大きく下回っている。これは複製された Interest によってルータ上の Interest の待ち行列が長くなり、複製ではない Interest がルータのキューからあふれたり、タイムアウトが生じてパケットロスが発生したりしているからである。

図 7 より、提案手法は SPR を用いた手法の中では最も外部からのトラフィックを抑制できていることが分かる。これは、提案手法がコンテンツプッシュによってまずキャッシュに対してルーティングを行うからである。一方、BC Flooding を用いた手法は提案手法よりも外部トラフィックの抑制に成功している。これは、提案手法では 1 ホップだけ隣のルータのキャッシュを取得するのに対して、BC Flooding は距離に関係なくキャッシュへのルーティングが行われるためである。

図 8 より、BC Flooding を用いるよりも、SPR を用いた方が遅延が小さいことが分かる。BC Flooding においても、オリジナルの Interest は SPR と同じ最短経路でコンテンツのサーバに向かうが、複製された Interest の影響で、ルータ上の Interest の待ち行列が SPR に比べて長い。そのため、SPR の方が遅延が小さくなっている。提案手法においては、トラフィック量にかかわらず、他の手法と比較してほぼ最小の遅延時間でデータの取得ができていることが分かる。

以上から、提案手法はデータ取得遅延が小さく、外部からのトラフィック量を抑制するのに効果的であるといえる。

5. おわりに

本論文では、NDN におけるルータの周辺リンクの帯域を考慮してキャッシュ位置および経路を分散管理する BandCache の提案を行った。BandCache では、ルータが帯域に余裕のあるリンク先のルータに対してコンテンツプッシュを用いてキャッシングを要請し、同キャッシュに対してルーティングを行うことで、上流ルータへのトラフィックおよび、外部からのトラフィックを抑制する。

提案手法の有用性を示すために、シミュレーションにより提案手法を評価した。その結果、本提案手法は、輻輳時におけるデータ取得率の改善および、外部からのトラフィックの抑制を同時に実現できることが分かった。また、トラフィック状況、トポロジにかかわらず、データ取得にかかる遅延は、既存手法と同等もしくはそれ以下の遅延時間を達成した。以上から、本提案手法は、リンクの余剰帯域を輻輳の緩和に活用できており、ISP 外部からのトラフィックを抑制するのに有用であることを示した。

参考文献

- [1] Zhang, L., Afanasyev, A., Burke, J., Jacobson, V., Claffy, K.C., Crowley, P., Papadopoulos, C., Wang, L. and Zhang, B.: Named Data Networking, *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, Vol.44, No.3, pp.66–73 (2014).
- [2] Jacobson, V., Smetters, D.K., Thornton, J.D., Plass, M.F., Briggs, N.H. and Braynard, R.L.: Networking Named Content, *Proc. 5th International Conference on Emerging Networking Experiments and Technologies, CoNEXT '09*, pp.1–12, ACM (2009).
- [3] Saha, S., Lukyanenko, A. and Yla-Jaaski, A.: Cooperative caching through routing control in information-centric networks, *2013 Proc. IEEE INFOCOM*, pp.100–104, IEEE (2013).
- [4] Chanda, A., Westphal, C. and Raychaudhuri, D.: Content based traffic engineering in software defined information centric networks, *Proc. IEEE INFOCOM NOMEN Workshop* (2013).
- [5] Wang, J.M., Zhang, J. and Bensaou, B.: Intra-AS Cooperative Caching for Content-centric Networks, *Proc. 3rd ACM SIGCOMM Workshop on Information-centric Networking, ICN '13*, pp.61–66, ACM (2013).
- [6] Thar, K., Oo, T.Z., Pham, C., Ullah, S., Lee, D.H. and Hong, C.S.: Efficient forwarding and popularity based caching for Content Centric Network, *2015 International Conference on Information Networking (ICOIN)*, pp.330–335 (2015).
- [7] Wang, S., Bi, J. and Wu, J.: On performance of cache policy in information-centric networking, *2012 21st International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN)*, pp.1–7, IEEE (2012).
- [8] Psaras, I., Chai, W.K. and Pavlou, G.: Probabilistic In-network Caching for Information-centric Networks, *Proc. 2nd Edition of the ICN Workshop on Information-centric Networking, ICN '12*, pp.55–60, ACM (2012).
- [9] Lee, S.-W., Kim, D., Ko, Y.-B., hoon Kim, J. and Jang, M.-W.: Cache capacity-aware CCN: Selective caching and cache-aware routing, *2013 IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM)*, pp.2114–2119 (2013).
- [10] Eum, S., Nakauchi, K., Murata, M., Shoji, Y. and Nishinaga, N.: Potential based routing as a secondary best-effort routing for Information Centric Networking (ICN), *Computer Networks*, Vol.57, No.16, pp.3154–3164 (2013).
- [11] Borst, S., Gupta, V. and Walid, A.: Distributed Caching Algorithms for Content Distribution Networks, *2010 Proc. IEEE INFOCOM*, pp.1–9, IEEE (2010).
- [12] Badov, M., Seetharam, A., Kurose, J., Firoiu, V. and Nanda, S.: Congestion-aware Caching and Search in Information-centric Networks, *Proc. 1st International Conference on Information-centric Networking, ICN '14*, pp.37–46, ACM (2014).
- [13] Nguyen, D., Sugiyama, K. and Tagami, A.: Congestion price for cache management in information-centric networking, *2015 IEEE Conference on Computer Communications Workshops (INFOCOM WKSHPS)*, pp.287–292 (2015).
- [14] Afanasyev, A., Moiseenko, I. and Zhang, L.: ndnSIM: NDN simulator for NS-3, Technical Report NDN-0005, NDN (2012).
- [15] Breslau, L., Cao, P.C.P., Fan, L.F.L., Phillips, G. and Shenker, S.: Web caching and Zipf-like distributions: Evidence and implications, *IEEE INFOCOM '99, Conference on Computer Communications, Proc. 18th An-*

nual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies, The Future is Now (Cat. No.99CH36320), Vol.1, pp.126–134 (1999).



森 研太 (学生会員)

2014年慶應義塾大学理工学部情報工学科卒業。現在、同大学大学院理工学研究科修士課程在学中。



神本 崇史 (学生会員)

2015年慶應義塾大学理工学部情報工学科卒業。現在、同大学大学院理工学研究科修士課程在学中。



重野 寛 (正会員)

1990年慶應義塾大学理工学部計測工学科卒業。1997年同大学大学院理工学研究科博士課程修了。現在、同大学理工学部教授。博士(工学)。情報処理学会学論文誌編集委員、同高度交通システム研究会幹事等を歴任。現在、

情報処理学会マルチメディア通信と分散処理研究会主査、電子情報通信学会英文論文誌B編集委員、Vice Chair of IEEE ComSoc APB TAC。ネットワーク・プロトコル、ITS等の研究に従事。著書『ユビキタスコンピューティング』(オーム社)、『情報学基礎第2版』(共立出版)等。電子情報通信学会、IEEE、ACM各会員。