

ICN の高可用性を実現するキャッシュ制御方式

濱田 凜[†] 上山 憲昭[†]

[†] 福岡大学工学部電子情報工学科

〒 814-0180 福岡市城南区七隈 8-19-1

E-mail: ††1151327@cis.fukuoka-u.ac.jp, ††kamiyama@fukuoka-u.ac.jp

あらまし コンテンツを効率的に配信するための新しいネットワークアーキテクチャとして情報指向ネットワーク (ICN: information-centrICNetworking) が広く研究されている。ICN が社会インフラとして広く普及するためには、ネットワーク障害時にも稼働中のルータ間の接続性 (ネットワーク可用性) だけでなく、コンテンツへの到達可能性 (コンテンツの可用性) も維持する必要がある。ICN では、ルータにおける FIB (forwarding information base) は、コンテンツ要求がコンテンツのオリジナルを有するコンテンツプロバイダのホストに届くように構成される。したがって、オリジナルへの接続性が失われたコンテンツに対する要求はネットワーク内で転送することができず、これらコンテンツの可用性が喪失する。ただし可用性喪失コンテンツのコピーがネットワークの正常稼働範囲の 1 つまたは複数のルータにキャッシュされている可能性があるため、これらコピーの 1 つをオリジナルに昇格させることでコンテンツの可用性を回復できる。したがって、コンテンツの可用性の回復可能性を向上させるためには、コンテンツのオリジナルから遠く離れた位置に存在するルータでコンテンツをキャッシュすることが望ましい。そこで本稿では、このような状態を実現するキャッシュ制御法を提案する。そして数値評価により、提案方式は配信経路上のすべてのルータでコンテンツをキャッシュする場合と比較して、オリジナルとキャッシュコピーとの最大距離の平均値を数%から 20%程度、増加させることを示す。

キーワード ICN, コンテンツ可用性, オリジナル距離

High Resilient Caching Method in Information-CentrICNetworking

Rin HAMADA[†] and Noriaki KAMIYAMA[†]

[†] Department of Electronic and Information Technology, Fukuoka University

8-19-1, Nanakuma, Jounan, Fukuoka 814-0180

E-mail: ††1151327@cis.fukuoka-u.ac.jp, ††kamiyama@fukuoka-u.ac.jp

Abstract Information-centrICNetworking (ICN), a new network architecture for efficiently delivering content, has been widely investigated recently. To be widely spread as a social infrastructure, ICN is required to sustain not only network availability, i.e., connectivity between operating routers, but also content availability, i.e., reachability to content, at network failures. In ICN, FIBs (forwarding information bases) at routers are configured so that content requests reach hosts of content providers having the originals of content. Therefore, requests for content whose connectivity to originals is lost cannot be transferred in networks, and the content availability of these content items is lost. However, copies of unavailable content are possibly cached at one or more operating routers in ICN, so content availability can be recovered by promoting one copy cached at operating routers to the original. Therefore, it is desirable to cache content at routers located far from its original to improve the recover probability of unavailable content items. In this paper, we propose a caching strategy of ICN to achieve this goal. Through numerical evaluation, we show that the proposed caching strategy can increase the maximum distance between the originals and cached copies by several percent to about 20% compared with the case simply caching content at all routers in ICN.

Key words ICN, content availability, original distance

1. はじめに

YouTube などのユーザ生成コンテンツや、映画やドラマなどのコンテンツプロバイダによって生成されたリッチコンテンツを配信することによって生成されるトラフィックは、インターネット上のトラフィックの大部分を占めている。さらに、モノのインターネット (IoT) は、スマートホーム、スマートビル、スマートシティで現実的になりつつあり、アクチュエータを制御するために処理する必要がある大量のセンサー測定値を生成

する。動画コンテンツや IoT のセンサデータを効率的に配信する新しいネットワークアーキテクチャとして、ルータにコンテンツをキャッシュし、コンテンツ名を使用してパケットをルーティングする ICN (information-centrICNetworking) が注目されている [8]。ICN はユーザと情報との相互作用からの位置依存性を排除するので、ネットワークをデータリポジトリ、すなわちビデオコンテンツ、Web コンテンツ、および IoT データを含むさまざまな情報のグローバルデータベースとして使用可能とする技術として期待されている [1]。またルータがホ

スト位置から独立しているため、ネットワークは端末のモビリティを容易にサポートできる。さらに ICN の拡張として、情報アクセスを情報処理で補完する名前付き機能ネットワーキング (NFN: named function networking) も検討されている [22]。NFN では名前が演算処理を行うために拡張され、ネットワーク内での計算およびデータ処理によってユーザの要求に応じてデータの集約を可能にする。さらにデータキャッシュサービスは ICN のネットワーク機能として提供されるため、IoT デバイスを含むすべてのコンテンツ提供者がキャッシュ配信の恩恵を受けることができる。これにより、継続的な接続性に対する要求が緩和され、ホストデバイスのエネルギー消費が削減されるため、IoT を実現するネットワークとしても ICN 期待されている。

ICN の概念を実現するために、TRIAD [12]、コンテンツ中心型ネットワーク (CCN: content-centric networking) [14]、データ指向ネットワークアーキテクチャ (DONA: data-oriented network architecture) [17]、名前付きデータネットワーク (NDN: named data networking) [26] などの様々なネットワークが提案されている [24]。コンテンツのオリジナル位置を解決するアプローチに基づき、ICN アーキテクチャは、lookup-by-name アプローチ (PSIRP / PURSUIT [10] など) と、route-by-name アプローチ (CCN [14]、NDN [26] など) の 2 つのタイプに分類することができる。前者のアプローチでは、集中型の名前解決サーバがコンテンツのオリジナルの場所を管理し、すべての要求の送信元の場所を解決する。後者のアプローチでは、Interest と呼ばれる要求がルータとしてコンテンツ名を使用してオリジナルに転送される。route-by-name アプローチの ICN の多くのアーキテクチャでは、デフォルトパスと呼ばれるオリジンサーバ宛のルートで Interest が送信され、デフォルトパス上の要求コンテンツをキャッシュしているルータの中で、要求ユーザに最も近いルータからコンテンツが送信される。ルータは要求されたコンテンツのコピーをキャッシュする。デフォルトパス上のどのルータも要求されたコンテンツをキャッシュしていない場合、コンテンツの送信元サーバはコンテンツを送信する。コンテンツは、Interest が転送されたデフォルトパスを逆向きにユーザに向けて配信される。

災害、サイバー攻撃、人的ミスなど様々な理由からネットワーク上のルータやリンクに障害が発生するリスクを回避することはできない。本稿では稼働ルータをネットワーク障害の影響を受けずに正常に動作しているルータと定義する。稼働ルータに収容されているユーザが引き続きコンテンツを取得できるようネットワーク障害時にも高い可用性を維持する必要がある。そのためには、ネットワークの可用性、すなわち任意の稼働ルータ間の接続性だけでなく、コンテンツの可用性、すなわち任意の稼働ルータからの各コンテンツへの到達可能性も維持する必要がある。本稿では、ネットワーク障害時に到達性が喪失したコンテンツを可用性喪失コンテンツと定義する。IP アドレスに基づいてパケットを転送するインターネットでは、OSPF (open shortest path first) の経路広告を通じてパケットの経路を再構築することによって、ネットワーク障害時にネットワークの可用性が回復する。ICN のネットワーク障害時にネットワークの可用性を回復するために Hoque らは、OSPF を名前ベースのルーティングを行うための拡張を行い、ネットワーク障害時に経路広告によって経路を再構築する NLSR (named-data link state routing) を提案した [13]。NLSR を用いることで、インターネットと同様のアプローチのより、ICN においてもネットワーク可用性の回復は可能である。

インターネットでは、CDN (content delivery network) プロバイダがさまざまな場所でバックアップまたはミラーサーバ

を管理し、ネットワーク障害時にバックアップサーバからコンテンツを配信することで、コンテンツの可用性の回復が可能である。lookup-by-name アプローチの ICN においても、ミラーサーバを提供し名前解決サーバによって利用可能なオリジナルを選択することによって、コンテンツの可用性を回復することが可能である [2]。しかし一方、route-by-name アプローチの ICN では、Publisher と呼ばれるコンテンツ提供者がネットワークに自分のコンテンツを登録し、Publisher のホストにコンテンツのオリジナルが存在する。ルータにおける FIB (forwarding information base) は、ユーザの Interest が Publisher のホストに格納されているコンテンツのオリジナルに転送されるように構成される [24]。したがって、接続性が失われたルータにコンテンツのオリジナルが収容されていると、ルータはこれらのコンテンツの Interest を転送できず、これらコンテンツの可用性が喪失する。

本稿では、route-by-name アプローチの ICN におけるネットワーク障害時のコンテンツ可用性の回復に焦点を当てる。ICN ではネットワーク障害時に、可用性が喪失したコンテンツのコピーが一部の稼働ルータにキャッシュされている可能性がある。そのため各可用性喪失コンテンツに対し、稼働ルータに存在するコピーの 1 つをオリジナルに昇格させ、稼働ルータの FIB を更新することで、Interest がオリジナルに昇格されたコピーに転送されるようになり、コンテンツ可用性の回復が可能となる [15]。しかし稼働ルータにキャッシュされたコピーをオリジナルに昇格させることで可用性喪失コンテンツの可用性を回復するには、少なくとも 1 つのコピーが稼働ルータに存在する必要がある。ここで、任意の 2 つのルータ間のホップ距離を、Interest およびデータパケットがデフォルトパス上のコンテンツのオリジナルに到達するまでに通過するルータの数、すなわち最小ホップルートに 1 を加えたものと定義する。例えば隣接する 2 つのルータ間のホップ距離は 1 である。さらにコンテンツ m のオリジナルと任意のルータでキャッシュされたコンテンツ m のコピーとの間の最大ホップ距離を、コンテンツ m のキャッシュコピーまでの最大ホップ距離 (MDC: maximum hop distance to cached copies) と定義し、MDC の要求比率で重み付けされた全コンテンツにわたる平均値を AMDC (average MDC) と定義する。ネットワーク障害時のコンテンツ可用性の回復可能性を向上させるには、オリジナルから遠く離れた場所にあるルータに各コンテンツをキャッシュすることで、AMDC を最大化することが望ましい。ところでルータが自律的にキャッシュされたコンテンツを決定するキャッシュ制御法が、コンテンツのキャッシュ位置を決定する。そこで本稿では、コンテンツのオリジナルからの距離に基づき、ルータでのコンテンツのキャッシュ判断を行うことで AMDC を最大化するキャッシュ制御法 (CDO: caching based on distance to originals) を提案する。本稿の貢献を以下にまとめる。

- ICN におけるネットワーク障害時のコンテンツ可用性の回復確率を最大化する、ICN ルータのキャッシュ制御法 (CDO) を新たに提案する。CDO は、受信コンテンツのオリジナルまでのホップ長がキャッシュ閾値 T 以上の場合にのみ各ルータはコンテンツをキャッシュする。
- ネットワークトポロジ、コンテンツのオリジナルの場所、デフォルトパスの経路、および各コンテンツの要求比率が与えられたときに AMDC を最大化するキャッシュ閾値 T の最適設計法を提案する。
- 米国の商用 ISP バックボーンネットワークのトポロジを使用した数値評価により、提案方式 CDO は、ICN のすべてのルータでコンテンツを単純にキャッシュする場合と比較して AMDC を数%から 20%程度、向上させることを確認する。

以下, 2. 節で関連研究を述べ, 3. 節では本稿で提案する CDO について述べる. そして 4. 節で性能評価結果を示し, 5. 節で全体をまとめる.

2. 関連研究

ICN ではルータはリンクの回線ビットレートで受信コンテンツをメモリに格納するため, 高速かつ高コストのメモリ, すなわち TCAM や SRAM を用いてルータでのコンテンツストアと呼ばれるキャッシュメモリを実装する [21]. したがって, ICN ルータのコンテンツストアの記憶容量は CDN のキャッシュサーバより遥かに小さい, ICN のコンテンツストアを慎重に設計し管理する必要がある. コンテンツストアに存在するキャッシュコンテンツは, 受信コンテンツをコンテンツストアにキャッシュするか否かを決定する方法と, コンテンツストアの記憶容量が一杯になったときに削除するコンテンツを選択する方法との両方によって決定される. 本稿では, 前者をキャッシュ制御, 後者をキャッシュ置換と呼ぶ. ICN で最も広く使用されているキャッシュ制御は, 配信経路上のすべてのルータで受信されたすべてのコンテンツ項目をキャッシュする TERC (transparent en-route caching) である [18]. キャッシュ置換法としては, 最後のリクエストから最も経過時間が長いコンテンツを削除する LRU (least recently used) が最も広く用いられている [23].

TERC 以外にも, ICN に対してさまざまなキャッシュ制御が提案されており, これらの方法は 2 つのアプローチに分類できる. 第 1 のアプローチ, すなわちキャッシュ位置をデフォルトパスの外側に拡大する場合, ICN ルータは隣接ルータ間でキャッシュされたコンテンツの情報を交換することで, 各コンテンツのキャッシュ位置を積極的に拡散させることが可能である. 例えば Wang らは, キャッシュコンテンツ情報をルータ間で定期的に交換し, 貪欲アルゴリズムを解くことによって各コンテンツのキャッシュ位置を最適化することを提案している [23]. これらの方法を使用し AMDC を最大化することは可能だが, ルータ間でキャッシュコンテンツ情報を交換するオーバーヘッドが発生する. Bloom Filters を使うことでルータ間の情報交換で発生するトラフィック量を減らすことは可能だが [20], それでも他のルータでキャッシュされたコンテンツの情報を維持する必要があるため, ルータの処理負荷とメモリコストは増加する. 第 2 のアプローチでは, デフォルトパス上のルータのみがコンテンツをキャッシュする候補となる. 例えば Cho らは, デフォルトパス上のルータがデフォルトパスのホップ長で割った確率でコンテンツをキャッシュすることで, コンテンツを平均して 1 つのルータでキャッシュさせ, コンテンツの重複したキャッシュを回避する UniCache を提案している [7]. しかし第 2 のアプローチの既存方式は, コンテンツのオリジナルへのホップ距離を考慮していない.

コンテンツの人気は一様ではなく, ユーザの要求は少数の人気のあるコンテンツに集中しているため [25], 人気のあるアイテムは多くのルータで重複してキャッシュされる. 一般にルータでキャッシュされるコピー数が増えると, 配信フローのホップ長は短くなる. ただし配信フローのホップ長を短縮することに対し, 近くの場所にある複数のルータで同一のコンテンツをキャッシュすることの効果は限定的である. 各コンテンツのコピーを空間的に分散された場所にキャッシュすることで, キャッシュの効果を持続しながら, 多くのコンテンツをキャッシュすることが望ましい. 近隣地域での重複キャッシュを明示的に避け, 空間的に分散した場所にコンテンツをキャッシュするため, 上山らは各ルータに ID を割り当て, コンテンツ名のハッ

シユ値とルータ ID が一致するルータに各コンテンツをキャッシュする候補を制限する空間分散キャッシュ (SDC: spatially dispersed caching) を提案した [16]. 近くのルータに多数の異なるビットを持つルータ ID を割り当てることによって, 同一のコンテンツが空間的に離れた場所にキャッシュされる. ただし SDC はコンテンツのオリジナルの場所を考慮していないため, SDC は AMDC を最大化できない.

3. オリジナルとの距離に基づくキャッシュ制御

3.1 仮定

本稿では ICN 機能がすべてのルータで導入され, すべてのルータで同じキャッシュ制御を適用する単一の ISP によって運営されるネットワークを想定する. 実際には ICN 機能は段階的にルータに実装される可能性が高いため, 一部のルータのみに ICN 機能があるという状況に直面する可能性がある. この段階的な展開は未解決の問題であるが [24], ISP は例えば ICN 機能を仮想化して実装し, ICN を仮想ネットワークとして動作させることで対処できる [9]. また, 同じサイズの M 個のコンテンツがネットワークで提供され, コンテンツプロバイダが所有する M 個のコンテンツのオリジンサーバが任意のルータに収容されていると仮定する. Q_m をコンテンツ m に対するユーザ要求の割合とする ($\sum_{m=1}^M Q_m = 1$). ユーザがコンテンツを要求すると, Interest は要求されたコンテンツのオリジナルへのデフォルトパス上を転送される. 最小ホップルートがデフォルトパスとして使用されると仮定する. デフォルトパス上のルータにコンテンツがキャッシュされると, そのコンテンツをキャッシュしているデフォルトパス上のルータのうち, 要求元ユーザに最も近いルータからコンテンツが配信される. デフォルトパス上のすべてのルータでコンテンツがキャッシュされていない場合, Interest は要求されたコンテンツのオリジナルに到着し, コンテンツはコンテンツのオリジンサーバから配信される. C_n をルータ n のコンテンツストアの記憶容量とし, ルータ n は最大 C_n 個のコンテンツをキャッシュできる. コンテンツは, ルータのキャッシュ制御に基づいてデフォルトパス上のルータにキャッシュされる. ICN ルータで実装されたコンテンツストアのキャッシュ置換法として, 最も広く使用されているキャッシュ置換法の 1 つである [23], LRU を想定する.

3.2 キャッシュ制御方式

1. 節で述べたように, ICN のネットワーク障害時に可用性が喪失したコンテンツの可用性は, 稼働中のルータにキャッシュされているコピーをオリジナルに昇格させることで回復できる. したがって, ICN におけるコンテンツ可用性のロバスト性を向上させるためには, AMDC, すなわちキャッシュコピーとオリジナルコピーとの間の平均最大ホップ距離を増加させることにより, ネットワーク障害時に任意の稼働ルータの少なくとも 1 つにコピーが存在する確率を高めることが望ましい. そこで AMDC を最大化するキャッシュ制御法を提案する. ルータ n はコンテンツ m のオリジナルからルータ n へのホップ距離が閾値 T 以上の場合にのみコンテンツ m をキャッシュする. ICN ルータは OSPF などのトポロジ全体のデータからデフォルトパスとして最小コストの経路を計算する [13] [24]. また ICN ルータは Publisher の広告でコンテンツのオリジナルの位置情報を取得する [24]. したがって, 各 ICN ルータは各コンテンツのオリジナルからそれ自体へのホップ距離を知ることができるので, ICN ルータは到着コンテンツのオリジナルのホップ距離とキャッシュ閾値 T を比較することで容易にキャッシュ判断を行うことができる. ネットワークに集中制御サーバが存在し,

集中制御サーバが閾値 T を決定し、ネットワーク内のすべての ICN ルータに T の設定値を通知する。

3.3 キャッシュ閾値の最適設計

本節では、キャッシュ閾値 T の最適設計法を提案する。オリジナルがルータ n から k ホップの距離に位置するコンテンツの集合を $\mathbf{R}_n(k)$ とし、ルータ n にキャッシュできるコンテンツの集合、すなわちキャッシュターゲットを \mathbf{A}_n とする。ルータ n は、オリジナルがルータ n から T ホップ以上に位置するコンテンツのみをキャッシュするので、 \mathbf{A}_n は、

$$\mathbf{A}_n = \bigcup_{k \geq T} \mathbf{R}_n(k) \quad (1)$$

によって得られる。 $H_n(m)$ をルータ n のコンテンツストアにおけるコンテンツ m のキャッシュヒット率として定義する。Che の近似式が、LRU 置換方式の下でキャッシュサーバのヒット率の近似式として知られている [11]。本近似式を用いると、コンテンツ m のキャッシュヒット率 $h(m)$ は、

$$h(m) = 1 - e^{-q(m)t_C}. \quad (2)$$

で近似できる。ただし $q(m)$ はコンテンツ m に対する要求の比率であり、 t_C は方程式 $\sum_{m=1}^M (1 - e^{-q(m)t}) = C$ の唯一の解であり、 C はキャッシュサーバの記憶容量である。 \mathbf{A}_n のコンテンツのうち、コンテンツ m に対する要求の割合を $q_n(m)$ とすると、

$$q_n(m) = \frac{Q_m}{\sum_{i \in \mathbf{A}_n} Q_i} \quad (3)$$

となる。 \mathbf{A}_n のコンテンツのみがルータ n のキャッシュターゲットであるため、 $H_n(m)$ は

$$H_n(m) = 1 - e^{-q_n(m)t_n} \quad (4)$$

で近似できる。ここで、 t_n は方程式

$$\sum_{m=1}^M (1 - e^{-q_n(m)t}) = C_n \quad (5)$$

の解である。 $G_m(k)$ をコンテンツ m のオリジナルから k ホップの距離に位置するルータの集合と定義する。 $G_m(k)$ および $H_n(m)$ を用いて、コンテンツ m がコンテンツ m のオリジナルから $k+1$ 以上のホップ距離に位置するどのルータにもキャッシュされない確率 $u_m(k)$ は次式で得られる。

$$u_m(k) = \sum_{j=k+1}^{J_m} \prod_{i \in G_m(j)} \left\{ 1 - H_i(m) \right\} \quad (6)$$

ただし J_m はコンテンツ m のオリジナルからネットワーク内の任意のルータまでの最大ホップ距離である。さらにコンテンツ m が、コンテンツ m のオリジナルから k ホップ距離に位置する 1 つまたは複数のルータにキャッシュされる確率は、

$$z_m(k) = 1 - \sum_{i \in G_m(k)} \left\{ 1 - H_i(m) \right\} \quad (7)$$

によって与えられる。さらにコンテンツ m のオリジナルからコンテンツ m のコピーをキャッシュするルータまでの最大ホップ距離が k である確率を $\omega_m(k)$ と定義すると、

$$\omega_m(k) = \begin{cases} u_m(k)z_m(k) & \text{for } 1 \leq k \leq J_m \\ u_m(k) & \text{for } k = 0 \end{cases} \quad (8)$$

となる。 $\Phi(T)$ を AMDC、すなわち各コンテンツのオリジナ

ルとキャッシュコピーとの間の平均最大ホップ距離と定義すると、 $\Phi(T)$ は、

$$\Phi(T) = \sum_{m=1}^M Q_m \sum_{k=1}^{J_m} k \omega_m(k) \quad (9)$$

により得られる。(4) より、 $H_n(m)$ は $q_n(m)$ に依存し、 $q_n(m)$ は (3) の \mathbf{A}_n に依存する。さらに (1) より、 \mathbf{A}_n はキャッシュ閾値 T に依存するため、 $\Phi(T)$ は T に依存する。 $\Phi(T)$ を最大にする T を求める最適化問題は、以下のように定義される。

$$\max \Phi(T) \quad (10)$$

$$\text{s.t. } 1 \leq T \leq J \quad (11)$$

ここで J はネットワーク内のルータペア間の最大ホップ距離であり、 T は整数をとる。 T の各候補について $\Phi(T)$ を計算し、 $\Phi(T)$ を最大にする T を T の最適値 T^* として選択する。 T^* を導出するために、集中管理サーバはネットワークトポロジと需要分布 Q_m とコンテンツのオリジナルの場所に関する情報を収集する。

$H_i(m)$ は $O(1)$ の計算量で (4) と (5) によって導出できるので、 $\omega_m(k)$ は $O(EN)$ の複雑度で (8) によって得ることができる。ただし E と N はネットワーク内のリンク数とルータ数である。 J_m と J は E 以下であるため、 $\Phi(T)$ は $O(E^2MN)$ の計算量で (9) によって得られる。したがって、 T^* を求める計算量は $O(E^3MN)$ となり、集中管理サーバは T^* を多項式時間で導出することができる。

4. 性能評価

4.1 評価条件

4.1.1 ネットワークトポロジ

米国の 4 つの商用 ISP, At Home Network, CAIS Internet, Allegiance Telecom, ATT のバックボーンネットワークトポロジを評価に用いた。図 1 に、CAIDA の Web ページで公開されている、これら 4 つのネットワークの PoP レベルのトポロジを示す [4]。ネットワーク内の N 個すべての PoP ノードに ICN ルータが設置されているとする。ノード n の人口比、すなわちノード n の人口を全 N 個のノードの人口の総和で除したものを r_n とする。表 1 に、ノード数 N 、リンク数 E 、人口比で重みづけしたノード間の平均ホップ距離 D : それらの母集団比によって重み付けされたノード間の平均ホップ距離、すなわち $D (= \sum_{i,j \in \mathbf{N}, i \neq j} r_i r_j d_{i,j})$ をまとめる。 D はキャッシュを用いないでコンテンツをオリジンサーバから配信したときの配信フローの平均ホップ長に相当する。At Home Network は、ハブノードが存在しないラダータイプに分類でき、パケットは宛先ノードに到着する前に多数の中間ノードを訪問する必要があるため、 D は大きくなる。

4 つの全てのネットワークは米国に存在するが、そのトポロジ形状によって、これらを 2 つのタイプに分類する。まず Allegiance Telecom と ATT を、多数のノードを接続した少数のハブノードが存在する hub and spoke (H&S) 型に分類する。H&S 型においては、ハブノードを経由することで少数のホップ数で他の目的ノードにパケットは到達することができるため D は小さい。そして At Home Network と CAIS Internet を、ハブノードが存在しないラダー型に分類する。ラダー型においては、パケットは目的ノードに到達する前に多数の中継ノードを経由する必要があるため、 D が大きい。

4.1.2 コンテンツ要求

コンテンツ数 M を 10,000 に設定する。Web ページやユー

ザ生成ビデオなどの様々な種類のデジタルコンテンツの配信要求の分布は Zipf 分布に従うことが報告されている [3] [5]. 例えば Web ページの要求数分布は 0.64~0.83 [3] または 0.74~0.84 [19] のパラメタ θ の Zipf 分布に従い, YouTube 動画の要求数分布はパラメタ θ が約 0.8 の Zipf 分布に従う [5]. そこでコンテンツ m の要求比率 Q_m は 0.6 から 0.9 の範囲のパラメタ θ を有する Zipf 分布に従うと仮定する. 以後, 特に明記しない限り $\theta = 0.8$ に設定する.

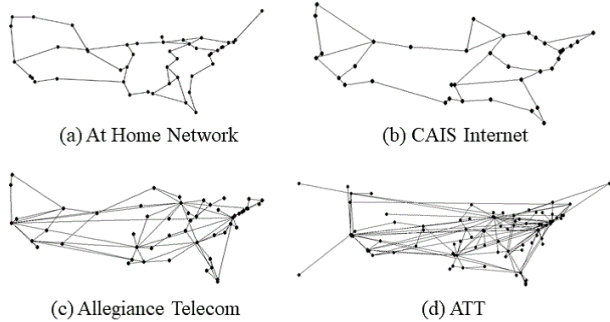


図 1 Network topologies used for numerical evaluation

表 1 Summary of properties of four networks evaluated

Network	N	E	D	Type
At Home Network	46	55	6.28	Ladder
CAIS Internet	37	44	5.05	Ladder
Allegiance Telecom	53	95	2.51	Hub & Spokes
ATT	93	167	2.51	Hub & Spokes

4.1.3 キャッシュサーバとオリジンサーバ

M 個すべてのコンテンツのサイズは同一であり, ルータ n におけるコンテンツストアの記憶容量 C_n は, すべての N 個のルータにおいて C であると仮定する. 10 から 100 の範囲, すなわちコンテンツカタログサイズの 0.1 から 1.0 パーセントの範囲に C を設定する. 特に明記しない限り $C = 100$ に設定する. 各コンテンツのオリジンサーバは, 人口比率 r_n に比例した確率でランダムに選択したルータに配置した. 評価結果はオリジナルの割当て位置に依存するため, 異なるランダムシードを用いて異なるオリジンサーバ割当てパターン 10 回の試行を繰り返し, 10 回の試行にわたる平均値ですべての結果を評価した.

4.2 最適閾値

図 2 に, 4 つの各ネットワークにおける, θ と C の 5 つのパラメタ設定組 (PS: parameter set) に対し, $\Phi(T)$ すなわち AMDC をキャッシュ閾値 T に対してプロットする. 5 つの PS は各々, (1) $\theta = 0.8, C = 10$, (2) $\theta = 0.8, C = 50$, (3) $\theta = 0.8, C = 100$, (4) $\theta = 0.6, C = 50$, (5) $\theta = 0.9, C = 50$ である. T が小さいときは, ルータはオリジナルが遠方に存在するコンテンツ (リモートコンテンツ) に加え, オリジナルが近隣に存在するコンテンツ (近隣コンテンツ) をもキャッシュするため, コンテンツストアのストレージ容量の一部が近隣コンテンツによって占有される結果, リモートコンテンツのキャッシュヒット率が低下する. そのため T の増加に伴い, T が小さい領域では $\Phi(T)$ は増加する. 一方 T が大きい場合, コンテンツは限られたルータでのみキャッシュされるため, 近隣コンテンツとリモートコンテンツの両方のキャッシュヒット率が低下する. そのため T が大きな領域では, T の増加に伴い $\Phi(T)$ は低下する. その結果, $\Phi(T)$ の曲線は上に凸な曲線となり, 4 つの全てのネットワーク, 5 つの全ての PS において, $\Phi(T)$ を最

大化する T の最適値 T^* が存在する.

表 2 に各ネットワークの各 PS に対し, 10 の異なるオリジナル配置パターンにおける T^* の平均値をまとめる. 3 GHz の Intel Core i5-7400 CPU と 8 GB のメモリを実装した PC を用いて計算したところ, T^* の算出には 2 から 4 秒程度の時間を要した. T^* の平均値は人口比で重みづけたノード間の平均ホップ距離 D より僅かに大きく, At Home Network や CAIS Internet といったラダー型のネットワークの T^* は Allegiance Telecom や ATT といった H&S 型のネットワークの T^* より大きい.

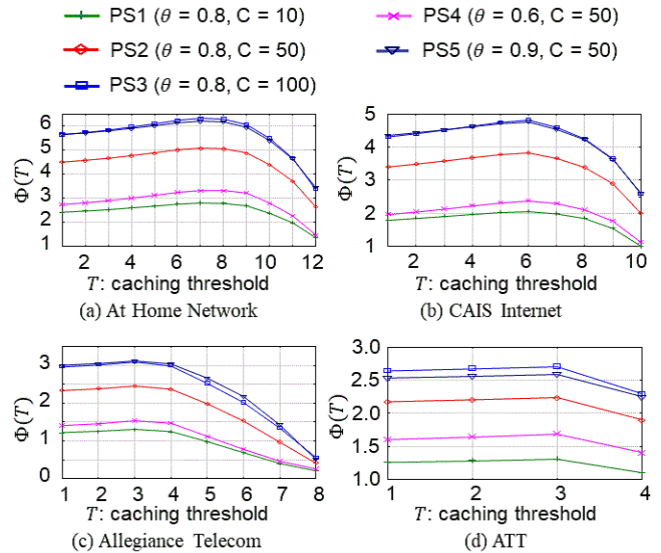


図 2 Average maximum hop distance to cached copies (AMDC) against caching threshold T on the five parameter sets

表 2 Average optimum value of T among 10 allocation patterns of content originals

Network	PS1	PS2	PS3	PS4	PS5
At Home Network	7.5	7.2	7.0	7.5	7.1
CAIS Internet	5.8	6.0	6.0	6.0	6.0
Allegiance Telecom	3.0	3.0	3.0	3.0	3.0
ATT	3.0	3.0	3.0	3.0	3.0

4.3 提案方式の効果

提案する CDO の有効性を明らかにするため, CDO で $T = T^*$ に設定したときの AMDC を, TERC の AMDC と比較する. 図 3 に 2 つの方式の AMDC をコンテンツ人気度の Zipf 分布のパラメタ θ に対してプロットする. また図 4 に 2 つの方式の AMDC を各ルータのキャッシュストアの容量 C に対してプロットする. θ が増加するにつれ, ユーザの要求はより少数の高人気のコンテンツに集中し, 高人気のコンテンツが多数のルータでキャッシュされるため, 高人気コンテンツのキャッシュ位置までの最遠距離 MDC は増加する. そのため θ の増加に伴い, 両方式の AMDC は増加する. また C の増加に伴いキャッシュヒット率が増加するため, 両方式の AMDC は増加する.

4 つの全てのネットワークにおいて, θ と C の全領域に対し, 提案する CDO は TERC と比較して AMDC を増加させることが確認できる. TERC と比較して提案方式 CDO は, ラダー型ネットワークにおいては 10% から 20% 程度, H&S 型ネットワークにおいては数パーセント, AMDC を増加させる. 提案方式の AMDC 増加効果は, デフォルトパスの経路長が長い傾向のあるラダー型ネットワークにおいて, より顕著となる.

5. まとめ

ICNにおけるネットワーク障害時のコンテンツ可用性を向上させるためには、コンテンツのオリジナルから離れた位置に存在するルータでコンテンツをキャッシュすることが望ましい。そこで本稿では、オリジナルからキャッシュコピーまでの平均最大ホップ距離 (AMDC) を最大化するキャッシュ制御方式 CDO を提案した。CDO では、各 ICN ルータはコンテンツのオリジナルからのホップ距離がキャッシュ閾値 T 以上である場合にのみコンテンツをキャッシュする。また AMDC を最大化する T の最適設計法を提案した。また米国の4つの商用 ISP のバックボーンネットワークのトポロジを使用した数値評価を行い、CDO はデフォルトパス上のすべてのルータでコンテンツがキャッシュされる TERC と比較して、AMDC を数パーセントから 20%程度、改善することを確認した。

謝辞 本研究成果は、JSPS 科研費 18K11283 の助成を受けたものである。ここに記して謝意を表す。

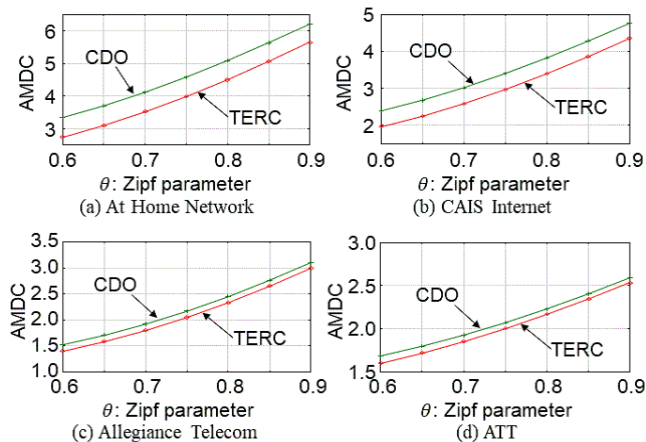


図 3 Average maximum hop distance to cached copies of two caching strategies against Zipf parameter of demand distribution

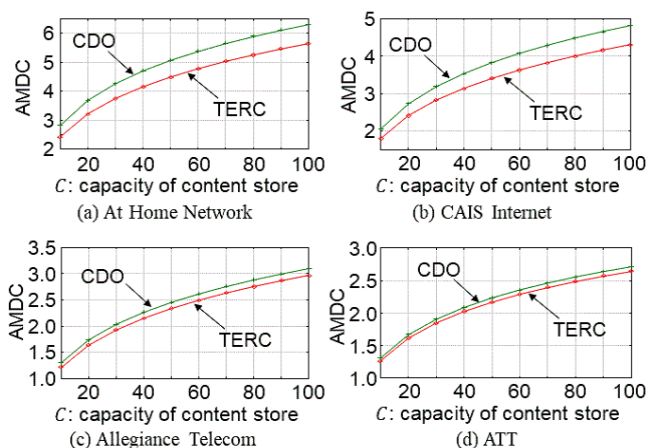


図 4 Average maximum hop distance to cached copies of two caching strategies against storage capacity of content store at each router

文 献

[1] O. Ascigil, S. Rene, G. Xylomenos, I. Psaras, and G. Pavlou, A Keyword-based ICN-IoT Platform, ACM ICN 2017.

[2] S. Bayhan, L. Wang, J. Ott, J. Kangasharju, A. Sathiaselan, and J. Crowcroft. On Content Indexing for Off-Path Caching in Information-Centric Networks. *ACM ICN*, 2016.

[3] L. Breslau, P. Cao, L. Fan, G. Phillips, and S. Shenker, Web Caching and Zipf-like Distributions: Evidence and Implications, IEEE INFOCOM 1999.

[4] CAIDA web page, <http://www.caida.org/data>

[5] M. Cha, H. Kwak, P. Rodriguez, Y. Ahn, and S. Moon, Analyzing the Video Popularity Characteristics of Large-Scale User Generated Content Systems, IEEE/ACM ToN, Vol.17, NO.5, pp.1357-1370, Oct. 2009.

[6] H. Che, Y. Tung, and Z. Wang, "Hierarchical Web Caching Systems: Modeling, Design and Experimental Results," IEEE J. Selected Areas of Commun., vol.20, no.7, pp.1305-1314, Sep. 2002.

[7] K. Cho, et al., WAVE: Popularity-based and Collaborative In-network Caching for Content-Oriented Networks, IEEE NOMEN 2012.

[8] J. Choi, J. Han, E. Cho, T. Kwon, and Y. Choi, A Survey on Content-Oriented Networking for Efficient Content Delivery, IEEE Commun. Mag., vol.49, no.3, pp.121-127, Mar. 2011.

[9] A. Fischer, J. F. Botero, M. T. Beck, H. Meer, X. Hesselbach, Virtual Network Embedding: A Survey, IEEE Communications Survey and Tutorials, Vol. 15, No. 4, pp.1888-1906, Apr. 2013

[10] N. Fotiou, D. Trossen, and G. C. Polyzos. Illustrating a publish-subscribe Internet architecture., Telecommunication Systems, 51(4):233-245, 2012.

[11] C. Fricker, P. Robert, and J. Roberts, A Versatile and Accurate Approximation for LRU Cache Performance, ITC 24.

[12] M. Gritter and D. R. Cheriton, An architecture for content routing support in the Internet, USENIX USITS 2001.

[13] A. Hoque, S. Amin, A. Alyyan, B. Zhang, L. Zhang, and L. Wang, NLSR: Named-data Link State Routing Protocol, ACM ICN, 2013.

[14] V. Jacobson, et al., Networking Named Content, ACM CoNEXT 2009.

[15] N. Kamiyama, Recovering Content Availability at Failures in ICN, accepted at IFIP/IEEE IM 2019 (Mini-conference).

[16] N. Kamiyama and M. Murata, Dispersing Content Over Networks in Information-Centric Networking, IEEE Transactions on Network and Service Management, Accepted.

[17] T. Koponen, M. Chawla, B. Chun, A. Ermolinskiy, K. H. Kim, S. Shenker, and I. Stoica, A data-oriented (and beyond) network architecture, ACM SIGCOMM 2007.

[18] J. Kurose, Information-Centric Networking: The Evolution from Circuits to Packets to Content, Elsevier Computer Networks, Vol. 66, 19, pp.112-120, June 2014.

[19] A. Mahanti, C. Williamson, and D. Eager, Traffic Analysis of a Web Proxy Caching Hierarchy, IEEE Network 2000.

[20] T. Mick, R. Tourani, and S. Misra, MuNCC: Multi-hop Neighborhood Collaborative Caching in Information-Centric Networks, ACM ICN 2016.

[21] D. Perino and M. Varvello, A Reality Check for Content Centric Networking, ACM ICN 2011.

[22] M. Sifalakis, B. Kohler, C. Scherb, and C. Tschudin, An Information Centric Network for Computing the Distribution of Computations, ACM ICN 2014.

[23] J. M. Wang, J. Zhang, and B. Bensaou, Intra-AS Cooperative Caching for Content-Centric Networks, ACM ICN 2013.

[24] G. Xylomenos, et al., A Survey of Information-Centric Networking Research, IEEE Communications Survey and Tutorials, Vol. 16, No. 2, pp.1024-1049, 2014.

[25] H. Yu, D. Zheng, B. Zhao, and W. Zheng, Understanding User Behavior in Large-Scale Video-on-Demand Systems, ACM EuroSys 2006.

[26] L. Zhang, et al., Named Data Networking (NDN) Project, Technical Report NDN-0001, Oct. 2010.