

# ICNのためのキャッシュ制御法 CDO のキャッシュ閾値設計

東野 洸太<sup>†</sup> 中村 遼<sup>†</sup> 上山 憲昭<sup>†</sup>

<sup>†</sup> 福岡大学 工学部

〒814-0180 福岡県福岡市城南区七隈 8-19-1

E-mail: †t1171217@cis.fukuoka-u.ac.jp, {r-nakamura,kamiyama}@fukuoka-u.ac.jp

あらまし 近年、データを送受信するホストではなくデータそのものを中心としたネットワークである情報指向ネットワークが注目を浴びている。情報指向ネットワークを将来のインターネットアーキテクチャとして実用化するためには、災害や機器の故障によるネットワークの障害に対して、情報指向ネットワークが堅牢である必要がある。我々はこれまで、情報指向ネットワークにおけるネットワーク障害時の高可用性を実現するキャッシュ制御法として、CDO (Caching based on Distance to Originals) を提案した。キャッシュ制御法 CDO では、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以上の場合にのみコンテンツをキャッシュする。ただし、従来手法では、ネットワーク障害時のコンテンツ可用性につながる、コンテンツのオリジナルからキャッシュされたコンテンツの複製までの最大ホップ距離の平均値 (AMDC: Average Maximum hop Distance to Caching copies) の最大化に着目しており、キャッシュヒット率 (要求されたコンテンツがルータにおけるキャッシュから返送される確率) は十分に考慮されていない。そこで、本稿では、CDO によって高い AMDC と高いキャッシュヒット率を達成するために、どのように CDO のキャッシュ閾値を設計すればよいかを検討する。特に、重み付け和を利用した最適なキャッシュ閾値設計法とコンテンツ毎に対するキャッシュ閾値設計法を対象とする。実験により、2種類のキャッシュ閾値設計法の有効性を調査した結果、CDO におけるキャッシュ閾値を適切に決定することにより、AMDC の低下を抑えながら、キャッシュヒット率が大幅に改善されることなどを示す。

キーワード 情報指向ネットワーク, キャッシュ制御法, コンテンツキャッシング, キャッシュヒット率

## On Design of Caching Threshold of Caching Strategy CDO for ICN

Kota TOHNO<sup>†</sup>, Ryo NAKAMURA<sup>†</sup>, and Noriaki KAMIYAMA<sup>†</sup>

<sup>†</sup> Faculty of Engineering, Fukuoka University

8-19-1 Nanakuma, Jonan, Fukuoka, Fukuoka 814-0180, Japan

E-mail: †t1171217@cis.fukuoka-u.ac.jp, {r-nakamura,kamiyama}@fukuoka-u.ac.jp

**Abstract** In recent years, Information-Centric Networking (ICN) which mainly focuses on the transferred data rather than the sending and receiving hosts has attracted attention. To realize ICN as a future Internet architecture, it is required that ICN is robust against network failures such as a disaster and errors of network equipments. In our previous work, we proposed a caching strategy called CDO (Caching based on Distance to Originals), which achieves the high content availability at network failure in ICN. In the CDO, a router caches a content only when the hop distance between the origin of the content and itself is greater than or equal to a given caching threshold. However, in our previous work, we focused on only maximizing the AMDC (Average Maximum hop Distance to Caching copies) which leads to the content availability at the network failure, and did not sufficiently consider the cache hit ratio, i.e., the probability that the requested content is returned from one of routers. Therefore, in this paper, we study how to design the caching threshold of the CDO, which aimed at achieving the high AMDC and the high cache hit ratio using the CDO. Especially, we consider the optimal design method of caching threshold using a weighted sum and the design method of caching threshold for each content. As a result of investigating the effectiveness of the two types of the design methods through experiments, we show that the cache hit ratio can be significantly improved while maintaining the high AMDC by appropriately designing the caching threshold of the CDO.

**Key words** Information-Centric Networking (ICN), Caching Strategy, Content Caching, Cache Hit Ratio

### 1 はじめに

近年、データを送受信するホストではなくデータそのものを中心としたネットワークである情報指向ネットワーク (ICN: Information-Centric Networking) が注目を浴びている [1]。情報指向ネットワークを実現する主要なアーキテクチャとして CCN

(Content-Centric Networking) [2] や NDN (Named Data Networking) [3] が存在する。CCN や NDN では、ルータは、コンテンツストアと呼ばれる有限のキャッシュを有しているため、中継したデータを一時的にキャッシュすることができる。このため、利用者は、コンテンツのオリジナルを保有するリポジトリ (コンテンツプロバイダ) だけでなく、ネットワーク中のルータか

らもコンテンツを取得することができる。

情報指向ネットワークはキャッシュを有する複数のルータから構成されるキャッシュネットワークの一種であり、様々なキャッシュ置き換え法およびキャッシュ制御法が検討されている [4], [5]。キャッシュ置き換え法とは、キャッシュが完全に占有されている場合に、自身のキャッシュからどの要素(コンテンツ)を取り除くかを決定する方法である。典型的なキャッシュ置き換え法の例として、FIFO (First-In First-Out) や LRU (Least Recently Used) が挙げられる。FIFO では、キャッシュ内で最も古くに挿入された要素を取り除く。また、LRU では、キャッシュに挿入されてから最も古くに参照された要素を取り除く。一方、キャッシュ制御法とは、ルータがコンテンツを受信した時に、そのコンテンツをキャッシュするかどうかを決定する方法である。キャッシュ制御法の例として、LCE (Leave Copy Everywhere) [2] では、全てのルータは受信したコンテンツを一律にキャッシュする。また、他の例として、LCD (Leave Copy Down) [6] では、受信したコンテンツが 1 ホップの距離に位置する隣接ノード(ルータもしくはリポジトリ)から返送された場合にのみ、ルータは受信したコンテンツをキャッシュする。

情報指向ネットワークを将来のインターネットアーキテクチャとして実用化するためには、災害や機器の故障によるネットワークの障害に対して、情報指向ネットワークが堅牢である必要がある [7]。情報指向ネットワークでは、利用者がコンテンツをどの程度正常に取得できるかを表すコンテンツ可用性がネットワークの堅牢性では重要な指標となる。情報指向ネットワークでは、ネットワーク障害によりネットワークが分断されたとしても、正常に稼動しているルータがコンテンツの複製をキャッシュしていれば、利用者はそのルータからコンテンツを取得することが期待できる。例えば、文献 [8] では、ネットワーク障害によりコンテンツのオリジナルに対する可用性が失われた場合に、正常に稼動しているルータがキャッシュしているコンテンツの複製をオリジナルに昇格させ、当該ルータに要求パケットが転送されるようにネットワーク中のルータにおけるルーティングテーブルを更新する手法を提案している。

我々はこれまで、文献 [9] において、情報指向ネットワークにおけるネットワーク障害時の高可用性を実現するキャッシュ制御法として、CDO (Caching based on Distance to Originals) を提案した。キャッシュ制御法 CDO では、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以上の場合にのみコンテンツをキャッシュする。文献 [9] では、コンテンツのオリジナルからキャッシュされたコンテンツの複製までの最大ホップ距離の平均値 (AMDC: Average Maximum hop Distance to Caching copies) に着目し、AMDC を最大化するようにキャッシュ閾値を設定している。CDO により AMDC を増加させることにより、コンテンツの複製がオリジナルから離れたルータにキャッシュされるため、ネットワーク障害時の高可用性を実現することができる。

ただし、文献 [9] は、ネットワーク障害時のコンテンツ可用性につながる AMDC の最大化に着目しており、キャッシュヒット率(要求されたコンテンツがルータにおけるキャッシュから返送される確率) [10] は十分に考慮されていない。キャッシュヒット率は、ルータレベルの性能指標ではあるが、コンテンツ配送遅延(要求者がコンテンツを要求してから取得するまでに要する時間) やスループットなどのネットワークレベルの性能指標に直結する重要な指標である。また、キャッシュヒット率は、キャッシュ置き換え法やキャッシュ制御法の有効性を評価する上で広く用いられる重要な指標である。このため、キャッシュ制御法という観点では、CDO は高い AMDC だけでなく高いキャッシュヒット率を達成することが望ましい。

そこで、本稿では、文献 [9] における CDO によって高い AMDC と高いキャッシュヒット率を達成するために、どのように CDO のキャッシュ閾値を設計すればよいかを検討する。CDO を用いた時のキャッシュヒット率を改善するためのアプローチとして、以下の 2 種類のアプローチが考えられる。1 つ目のアプローチは、文献 [9] における最適閾値設計において、AMDC だけでなくキャッシュヒット率を考慮するというものである。AMDC とキャッシュヒット率はトレードオフの関係であるため、AMDC の低下を抑えながら、キャッシュヒット率を向上させるキャッシュ閾値を求めることが望ましい。2 つ目のアプローチは、全てのコンテンツに等しいキャッシュ閾値を設定するのではなく、コンテンツ毎にキャッシュ閾値を設定するというものである。コンテンツに応じてその特性(例: 人気度)は異なるので、コンテンツ毎にキャッシュ閾値を適切に設定することにより、ルータのキャッシュを有効に活用することが期待できる。

本稿では、まず、AMDC だけでなくキャッシュヒット率を考慮した CDO におけるキャッシュ閾値の最適設計を行う。具体的には、文献 [9] における最適閾値設計の目的関数を AMDC およびキャッシュヒット率の重み付け和として定式化する。定式化した目的関数から得られる最適なキャッシュ閾値を用いることによって、従来の閾値設計法と比較して、AMDC およびキャッシュヒット率がどの程度改善されるかを実験により調査する。次に、コンテンツのグループ単位でキャッシュ閾値を設定することにより、AMDC およびキャッシュヒット率がどの程度改善されるかを実験により調査する。

本稿の構成は以下の通りである。まず 2 節では、我々が文献 [9] において提案したキャッシュ制御法 CDO を簡単に紹介する。3 節では、キャッシュ制御法 CDO における 2 種類のキャッシュ閾値設計法とその有効性を調査する手法を説明する。4 節では実験結果を示すとともに、CDO におけるキャッシュ閾値をどのように設計すべきかを議論する。最後に 5 節では、本稿のまとめと今後の課題を述べる。

## 2 キャッシュ制御法 CDO

本節では、文献 [9] で提案されているキャッシュ制御法 CDO と、CDO の制御パラメータであるキャッシュ閾値の最適設計法を簡単に紹介する。

### 2.1 CDO の概要

キャッシュ制御法 CDO の主要なアイデアは、コンテンツのオリジナルとその複製の平均最大ホップ距離 AMDC を増加させ、ネットワーク障害時にコンテンツのオリジナルと複製が同時に到達不能となる確率を低減することで、ネットワーク障害時にコンテンツ可用性の喪失を軽減するというものである。AMDC を増加させるために、CDO では、ルータはコンテンツのオリジナルを保有するルータから自身へのホップ距離がキャッシュ閾値  $T$  以上の場合にのみ、コンテンツをキャッシュする。

CDO を利用したコンテンツキャッシングの例を図 1 に示す。この図は、ルータ 4 が保有するオリジナルコンテンツが、ルータを経由して要求者に配送される様子を表している。この状況において、キャッシュ閾値  $T = 2$  の CDO を用いた場合には、オリジン(ルータ 4) から 2 ホップ以上の距離に位置するルータ 1 とルータ 2 は中継したコンテンツをキャッシュするが、2 ホップ未満の距離に位置するルータ 3 はコンテンツをキャッシュしない。

### 2.2 キャッシュ閾値の最適設計法

CDO により AMDC を最大化するためには、キャッシュ閾値  $T$  を適切に決定する必要がある。文献 [9] では、AMDC を最

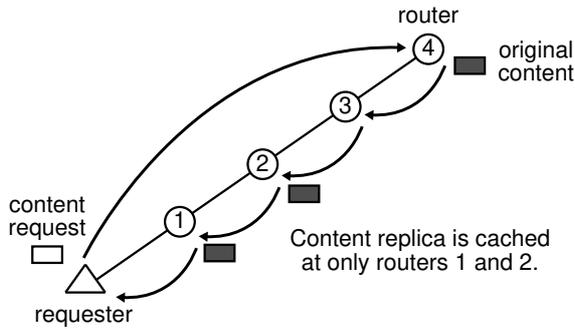


図 1: キャッシュ閾値  $T = 2$  の場合の CDO によるコンテンツキャッシングの例

大化する最適化問題を解くことにより、最適なキャッシュ閾値を求める方法を提案している。

まず、キャッシュ閾値  $T$  に対する AMDC  $\Phi(T)$  は、コンテンツのオリジナルとその複製の最大ホップ距離の平均であることから、コンテンツ  $m$  に対する最大ホップ距離の期待値と、コンテンツ  $m$  に対する要求割合  $Q_m$  を用いて、

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

で与えられる。ここで、 $\omega_m(k)$  は、キャッシュ閾値  $T$  に依存した、コンテンツ  $m$  のオリジナルとその複製間の最大ホップ距離が  $k$  である確率である。また、 $M$  および  $J_m$  は、ネットワーク中に存在するコンテンツ数およびコンテンツ  $m$  のオリジナルを保有するルータと他のルータペア間の最大ホップ距離をそれぞれ表している。

式 (1) を用いて、AMDC を最大化する最適化問題は以下のように定式化できる。

$$\begin{aligned} \max \quad & \Phi(T) \\ \text{subject to} \quad & 1 \leq T \leq J \end{aligned} \quad (2)$$

整数であるキャッシュ閾値  $T$  を 1 からルータペア間の最大ホップ距離  $J$  の間で変化させた時の AMDC  $\Phi(T)$  を計算することにより、式 (2) を満たす (つまり、AMDC  $\Phi(T)$  を最大化する) 最適なキャッシュ閾値  $T^*$  を求めることができる。

### 3 CDO のキャッシュ閾値設計法

本節では、キャッシュ制御法 CDO のための 2 種類のキャッシュ閾値を設計する手法と、その有効性を実験により調査する手法を説明する。以下では、これらの手法の概要を簡単に説明する。

#### ● 重み付け和を利用した最適なキャッシュ閾値設計

キャッシュ閾値の最適設計において、AMDC およびキャッシュヒット率の両方を考慮することによって、CDO の最適なキャッシュ閾値にどのような影響を与えるかを調査する。本稿では、文献 [9] における最適閾値設計 (本稿における式 (1)) の目的関数を AMDC およびキャッシュヒット率の重み付け和として定式化する。さらに、目的関数における重み付けパラメータが最適なキャッシュ閾値に与える影響を調査するとともに、得られた最適なキャッシュ閾値により、AMDC およびキャッシュヒット率がどの程度改善されるかを調査する。

#### ● コンテンツ毎に対するキャッシュ閾値設計

コンテンツのグループ単位でキャッシュ閾値を設定することの有効性を調査する。コンテンツ単位でキャッシュ閾値を設定する場合には、キャッシュ閾値の組み合わせが膨大になる。

そこで、本稿では、簡単化のため、コンテンツをいくつかのグループに分類し、グループ単位でキャッシュ閾値を設定する。グループに属するコンテンツ数やグループ単位のキャッシュ閾値の組み合わせを変化させることで、AMDC およびキャッシュヒット率がどの程度改善されるかを調査する。

#### 3.1 重み付け和を利用した最適なキャッシュ閾値設計

文献 [9] では AMDC のみを考慮していることに対して、本稿では AMDC およびキャッシュヒット率の両方を考慮した目的関数を用いて、キャッシュ閾値の最適化問題を定式化する。このようなアプローチは、情報指向ネットワークにおけるキャッシュの最適割当問題 (ネットワーク全体のキャッシュ総量が与えられた時に、各ルータのキャッシュサイズをどのように割り当てるかを決定する問題) においても用いられている [11]。

キャッシュ閾値  $T$  に対する AMDC およびキャッシュヒット率 (コンテンツ要求がいずれかのルータでキャッシュヒットする確率) を  $\Phi(T)$  および  $H(T)$  とそれぞれ表記する。重み付けパラメータ  $\alpha$  ( $0 \leq \alpha \leq 1$ ) を導入し、キャッシュ閾値の最適化問題における目的関数を以下のように定式化する。

$$\begin{aligned} \max \quad & (1 - \alpha) \frac{\Phi(T)}{J} + \alpha H(T) \\ \text{subject to} \quad & 1 \leq T \leq J \end{aligned} \quad (3)$$

ここで、AMDC  $\Phi(T)$  を正規化するためにネットワークにおけるルータペア間の最大ホップ距離  $J$  を用いた。上式は、 $\alpha = 0$  の場合には、文献 [9] と同様に AMDC を最大化し、 $\alpha = 1$  の場合には、キャッシュヒット率を最大化することを表している。

本稿では、与えられた条件下で、キャッシュ閾値  $T$  ( $1 \leq T \leq J$ ) を変化させながら、AMDC  $\Phi(T)$  およびキャッシュヒット率  $H(T)$  をシミュレーションにより求め、式 (3) を満たす最適なキャッシュ閾値  $T^*$  を取得した。実験には、文献 [9] における性能評価と同一の条件を用いた。実験に用いた条件の要約とネットワークの特性の要約を表 1 および表 2 にそれぞれ示す。条件などの詳細な説明は文献 [9] を参照されたい。

#### 3.2 コンテンツ毎に対するキャッシュ閾値設計

まず、ネットワーク中に存在するコンテンツ数を  $M$  と表記し、全コンテンツ集合  $\mathcal{M} = \{1, \dots, M\}$  と表記する。コンテンツを分類するグループ数を  $l$  ( $1 \leq l \leq M$ ) とし、分類された各コンテンツグループを  $\mathcal{M}_1, \dots, \mathcal{M}_l$  と表記する。本稿では、簡単化のため、 $l = 2$  とした。また、グループ  $\mathcal{M}_i$  に対するキャッシュ閾値を  $T_i$  と表記し、グループ  $\mathcal{M}_i$  に属する全てのコンテンツのキャッシュ閾値を  $T_i$  とした。

本稿では、コンテンツの人気度に着目し、コンテンツの要求頻度に応じて、コンテンツをグループ  $\mathcal{M}_1$  と  $\mathcal{M}_2$  に分類した。具体的には、コンテンツ  $m$  に対する要求割合  $Q_m$  に基づいて、要求割合が高い上位  $n$  個のコンテンツをグループ  $\mathcal{M}_1$  に分類し、残りのコンテンツをグループ  $\mathcal{M}_2$  に分類した。一般に、実際の Web トラフィックやビデオトラフィックでは、要求されるコンテンツの人気度には偏りがあることから、ルータは頻繁に要求されるコンテンツを優先的にキャッシュする方が望ましい [12]。このため、本稿では、コンテンツの要求頻度に応じたコンテンツの分類法を採用した。

与えられた条件下 (例: ネットワークトポロジ) において、グループ  $\mathcal{M}_1$  に属するコンテンツ数  $n$  ( $= |\mathcal{M}_1|$ ) と、キャッシュ閾値の組み合わせ  $(T_1, T_2)$  を様々に変化させた時の AMDC およびキャッシュヒット率をシミュレーションにより求めた。キャッシュ閾値をコンテンツのグループ単位で与えた以外は、3.1 節と同一の実験条件を用いた。

表 1: 実験に用いた条件

ネットワークトポロジ	At Home Network Allegiance Telecom
コンテンツ数	10,000 [content]
コンテンツの要求比率	パラメータ 0.8 の Zipf 分布
キャッシュサイズ (CS)	10, 50, 100 [content]

表 2: 実験に用いたネットワークの特性 [9]

	ノード数	リンク数	平均経路長
At Home Network	46	55	6.28
Allegiance Telecom	53	95	2.51

## 4 結果

以降の 4.1 節および 4.2 節において 2 種類のキャッシュ閾値設計法の有効性を詳細に分析する前に、CDO のキャッシュ閾値を単純に変化させた時の AMDC およびキャッシュヒット率を図 2 および図 3 にそれぞれ示す。これらの図中には、キャッシュサイズを 10, 50, 100 [content] と変化させた時の結果を示している。文献 [9] で述べられているように、図 2 より、キャッシュ閾値の増加に対して、AMDC は上に凸になっていることがわかる。ただし、図 3 より、キャッシュ閾値の増加に対して、キャッシュヒット率は単調減少になっていることがわかる。これは、CDO において、キャッシュ閾値が大きくなるにつれ、コンテンツをキャッシュするルータ数が減少するためである。

### 4.1 重み付け和を利用した最適なキャッシュ閾値設計

まず、式 (3) における重み付けパラメータ  $\alpha$  が最適なキャッシュ閾値にどのような影響を与えているかを評価する。At Home Network および Allegiance Telecom における重み付けパラメータ  $\alpha$  と最適なキャッシュ閾値  $T^*$  の関係を図 4 に示す。これらの結果より、最適なキャッシュ閾値  $T^*$  は重み付けパラメータ  $\alpha$  に大きく影響を受けていることがわかる。At Home Network の場合 (図 4(a)) には、重み付けパラメータ  $\alpha$  の増加に対して、最適なキャッシュ閾値が徐々に小さくなることがわかる。重み付けパラメータ  $\alpha$  が小さい場合 (AMDC を優先する場合) には、最適なキャッシュ閾値は大きくなる。これは、コンテンツをオリジンから遠くに位置するルータにおいてキャッシュすることにより、AMDC が増加するためである。重み付けパラメータが大きくなる (つまり、キャッシュヒット率を優先する) につれ、コンテンツがルータでよりキャッシュされるため、最適なキャッシュ閾値は小さくなる。また、最適なキャッシュ閾値はキャッシュサイズによって異なることがわかる。キャッシュサイズが小さい場合に高い AMDC を達成するためには、キャッシュ閾値を大きくすることで、コンテンツをキャッシュするルータを限定する必要がある。ただし、ルータにおけるキャッシュサイズが増加すると、上述した制約が緩和されるため、最適なキャッシュ閾値は小さくなる。

Allegiance Telecom の場合 (図 4(b)) には、At Home Network の場合 (図 4(a)) とは異なり、重み付けパラメータ  $\alpha$  に応じて、最適なキャッシュ閾値は二値となっていることがわかる。Allegiance Telecom は、少数のハブノード (高次数のノード) が存在し、ネットワーク全体の経路長が比較的短いネットワークである。このため、重み付けパラメータが小さい場合には、キャッシュ閾値が経路長相当の値となる。一方、重み付けパラメータが大きい場合には、全てのルータでコンテンツをキャッシュするように、キャッシュ閾値は 1 となる。

次に、AMDC およびキャッシュヒット率を考慮した目的関数から求められる最適なキャッシュ閾値によって、AMDC およ

びキャッシュヒット率がどの程度改善されるかを議論する。At Home Network において、キャッシュサイズが大きい場合には、 $\alpha = 0$  の場合 (AMDC を最大化する場合) のキャッシュ閾値  $T_A^*$  は 8 であり、 $\alpha = 0.2, 0.3$  の場合の最適キャッシュ閾値  $T^*$  はそれぞれ 3 もしくは 7 である。図 2 および図 3 より、 $T_A^* = 8$  と  $T^* = 3, 7$  の場合の AMDC およびキャッシュヒット率を比較すると、AMDC は 12% 程度減少するが、キャッシュヒット率は大幅に増加することがわかる。一方、 $\alpha = 1$  の場合 (キャッシュヒット率を最大化する場合) のキャッシュ閾値  $T_H^*$  は 1 であることから、 $T_H^* = 1$  と  $T^* = 3, 7$  の結果を比較すると、AMDC は 20% 程度増加するが、キャッシュヒット率は最大で 50% 程度低下することがわかる。Allegiance Telecom の場合には、最適なキャッシュ閾値は二値である。このため、 $\alpha = 0$  の場合の  $T_A^* = 3$  と  $\alpha = 1$  の場合の  $T_H^* = 1$  を用いた時の AMDC とキャッシュヒット率を比較すると、AMDC はほとんど減少することなく、キャッシュヒット率が大幅に向上していることがわかる。

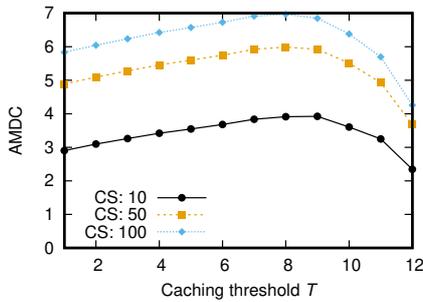
以上の結果から、At Home Network のようなネットワーク全体の経路長が比較的長いネットワークでは、AMDC だけでなくキャッシュヒット率を考慮したキャッシュ閾値を設定することにより、高い AMDC と高いキャッシュヒット率を達成できることわかった。一方、Allegiance Telecom のような経路長が短いネットワークでは、キャッシュヒット率を最大化するキャッシュ閾値を設定したとしても、AMDC はそこまで低下しないことがわかった。

### 4.2 コンテンツ毎に対するキャッシュ閾値設計

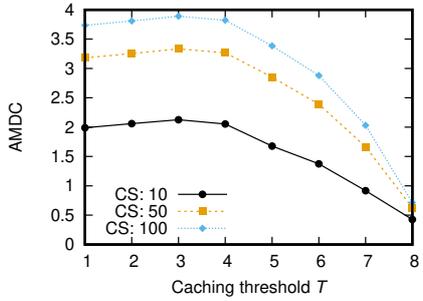
以降では、全てのコンテンツに一律のキャッシュ閾値を設定するのではなく、グループ単位でキャッシュ閾値を設定することの有効性を調査する。図 5 および図 6 に、At Home Network において、グループ  $\mathcal{M}_1$  のコンテンツ数を変化させた時の AMDC およびキャッシュヒット率をそれぞれ示す。これらの図中には、コンテンツグループ  $\mathcal{M}_1$  および  $\mathcal{M}_2$  におけるキャッシュ閾値の組み合わせ  $(T_1, T_2)$  を変化させた時の結果を示している。まず、キャッシュサイズに依らず、コンテンツグループ毎に対してキャッシュ閾値を設定することにより、AMDC が改善されることがわかる。グループ  $\mathcal{M}_2$  に属するコンテンツのキャッシュ閾値  $T_2$  を大きくすることで、グループ  $\mathcal{M}_2$  に属するコンテンツはキャッシュされづらくなる。その結果、頻繁に要求されるコンテンツ (グループ  $\mathcal{M}_1$  に属するコンテンツ) がネットワーク中のルータにキャッシュされやすくなるため、AMDC が増加する。また、キャッシュ閾値が等しい場合  $(T_1, T_2) = (1, 1)$  と比較して、グループ単位でキャッシュ閾値を設定することにより、グループ  $\mathcal{M}_1$  のコンテンツ数が少ない場合を除いて、キャッシュヒット率が改善されていることがわかる。

図 6 より、グループ  $\mathcal{M}_1$  に属するコンテンツ数の増加に対して、キャッシュヒット率は上に凸になっていることから、グループ  $\mathcal{M}_1$  に属するコンテンツ数を適切に設定する必要があることもわかる。グループ  $\mathcal{M}_1$  のコンテンツ数が少ない場合には、ルータのキャッシュを完全に活用できないため、キャッシュヒット率が低下する。一方、グループ  $\mathcal{M}_1$  のコンテンツ数が多い場合には、ルータがキャッシュするコンテンツが集中するため、キャッシュヒット率が低下する。従って、高い AMDC と高いキャッシュヒット率を達成するためには、グループ  $\mathcal{M}_1$  のコンテンツ数を適切に決定する必要があると言える。

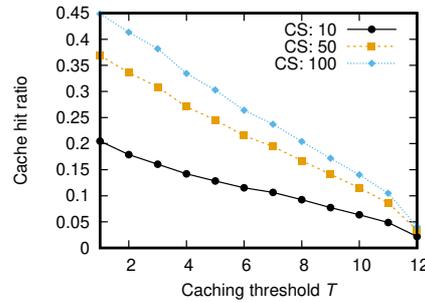
最後に、図 7 および図 8 に、Allegiance Telecom において、グループ  $\mathcal{M}_1$  のコンテンツ数を変化させた時の AMDC およびキャッシュヒット率をそれぞれ示す。At Home Network の場合 (図 5 および図 6) とは異なり、キャッシュ閾値の組み合わせ  $(T_1, T_2)$  が  $(1, 5)$  や  $(1, 7)$  の場合には、AMDC が低下している



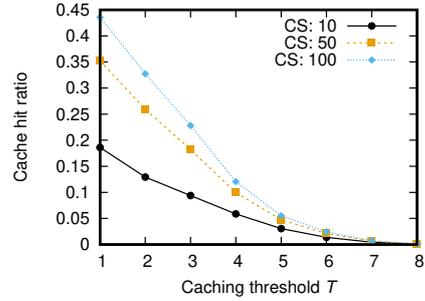
(a) At Home Network



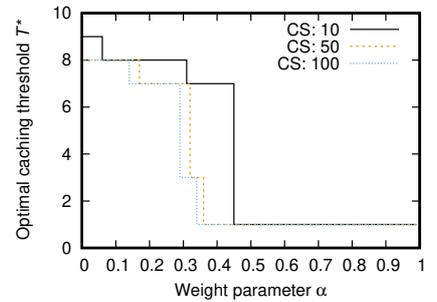
(b) Allegiance Telecom



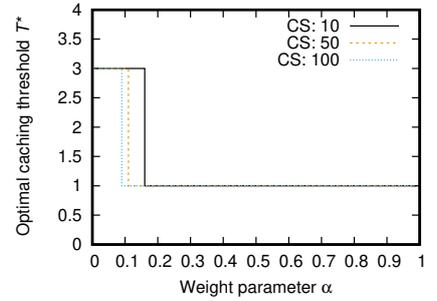
(a) At Home Network



(b) Allegiance Telecom



(a) At Home Network



(b) Allegiance Telecom

図 2: キャッシュ閾値を変化させた時の AMDC

図 3: キャッシュ閾値を変化させた時の キャッシュヒット率

図 4: 重み付けパラメータが最適キャッシュ閾値に与える影響

ことがわかる。表 2 に示したように Allegiance Telecom の平均経路長は比較的短いため、キャッシュ閾値が大きすぎると、コンテンツがルータにキャッシュされない可能性がある。このため、キャッシュ閾値の組み合わせが (1, 3) の場合には AMDC は増加するが、(1, 5) や (1, 7) の場合には AMDC が減少する。ただし、At Home Network と同じように、Allegiance Telecom においても、コンテンツグループ毎にキャッシュ閾値を設定することにより、キャッシュヒット率が改善されていることがわかる。

以上の結果から、全てのコンテンツに対して一律にキャッシュ閾値を設定するのではなく、グループ単位でキャッシュ閾値を設定することにより、AMDC およびキャッシュヒット率が改善されることがわかった。キャッシュサイズにも依るが、頻繁に要求される少数のコンテンツに対するキャッシュ閾値を小さくし、他のコンテンツに対するキャッシュ閾値を大きくすることで、高い AMDC と高いキャッシュヒット率を達成できる。

## 5 まとめと今後の課題

本稿では、情報指向ネットワークにおけるネットワーク障害時の高可用性を実現するキャッシュ制御法 CDO [9] を対象とし、CDO のキャッシュ閾値の設計法を検討した。2 種類のキャッシュ閾値設計法 (AMDC およびキャッシュヒット率の重み付け和によって定式化した目的関数を利用した最適キャッシュ閾値設計法と、コンテンツグループに対するキャッシュ閾値設計法) を対象とし、実験により、2 種類のキャッシュ閾値設計法の有効性を調査した。その結果、AMDC およびキャッシュヒット率を考慮した目的関数から求められる最適キャッシュ閾値を用いることにより、AMDC の低下を抑えながら、キャッシュヒット率が大幅に改善されることがわかった。また、コンテンツ要求割合に基づいて、コンテンツをグループに分類し、各コンテンツグループに対して適切なキャッシュ閾値を設定することにより、高い AMDC と高いキャッシュヒット率を達成できること

がわかった。

今後の課題として、CDO におけるキャッシュ閾値をコンテンツ毎に設定した場合の各コンテンツに対するキャッシュ閾値の最適設計や、設計した最適化問題に対する効率的な解法の提案などが挙げられる。

## 謝 辞

本研究の一部は JSPS 科研費 18K11283 の助成を受けたものである。

## 文 献

- [1] G. Xylomenos *et al.*, “A survey of information-centric networking research,” *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, vol. 16, no. 2, pp. 1024–1049, 2014.
- [2] V. Jacobson, D. K. Smetters, J. D. Thornton, M. F. Plass, N. H. Briggs, and R. L. Braynard, “Networking named content,” in *Proceedings of the 5th International Conference on emerging Networking EXperiments and Technologies (CoNEXT 2009)*, pp. 1–12, Dec. 2009.
- [3] L. Zhang *et al.*, “Named data networking,” *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, vol. 44, pp. 66–73, July 2014.
- [4] M. Zhang, H. Luo, and H. Zhang, “A survey of caching mechanisms in information-centric networking,” *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, vol. 17, no. 3, pp. 1473–1499, 2015.
- [5] I. U. Din *et al.*, “Caching in information-centric networking: Strategies, challenges, and future research directions,” *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, vol. 20, no. 2, pp. 1443–1474, 2018.
- [6] N. Laoutaris, H. Che, and I. Stavrakakis, “The LCD interconnection of LRU caches and its analysis,” *Performance Evaluation Journal*, vol. 63, no. 7, pp. 609–634, 2006.
- [7] R. Nakamura and N. Kamiyama, “Analysis of content availability at network failure in information-centric networking,” in *Proceedings of the 16th International Conference on Network and Service Management (CNSM 2020) (to appear)*, Nov. 2020.
- [8] N. Kamiyama, “Recovering content availability at failures in ICN,” in *Proceedings of the 16th IFIP/IEEE Symposium on Integrated Network and Service Management (IM 2019)*, pp. 395–401, Apr. 2019.

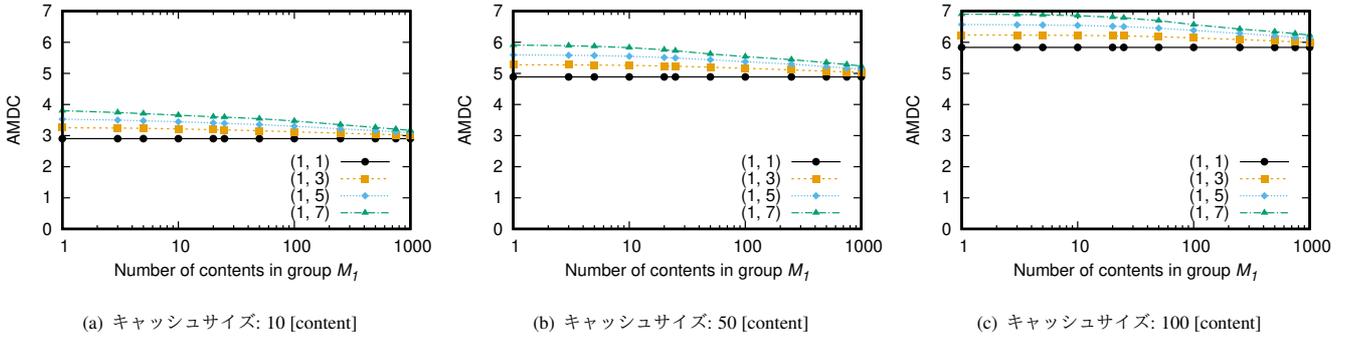


図 5: グループ  $M_1$  に属するコンテンツ数を変化させた時の AMDC (At Home Network)

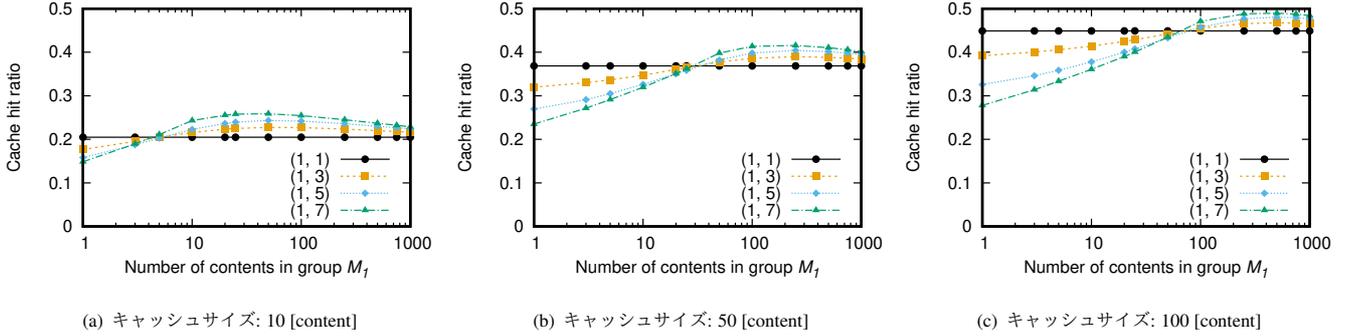


図 6: グループ  $M_1$  に属するコンテンツ数を変化させた時のキャッシュヒット率 (At Home Network)

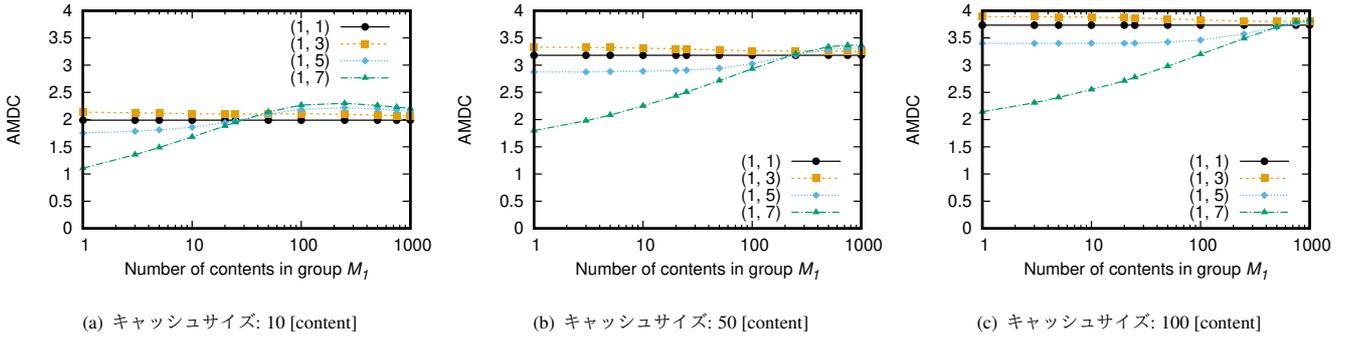


図 7: グループ  $M_1$  に属するコンテンツ数を変化させた時の AMDC (Alliance Telecom)

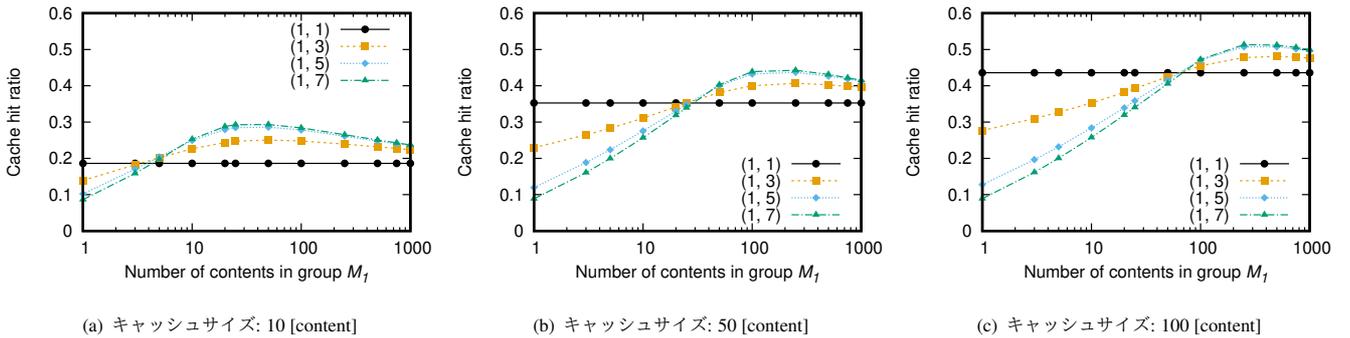


図 8: グループ  $M_1$  に属するコンテンツ数を変化させた時のキャッシュヒット率 (Alliance Telecom)

- [9] N. Kamiyama and R. Hamada, “Resilient caching in information-centric networking,” *Proceedings of the 16th International Conference on Mobility, Sensing and Networking (MSN 2020) (to appear)*, Dec. 2020.
- [10] Y. Mordjana, M. R. Senouci, and A. Mellouk, “Performance analysis of caching and forwarding strategies in content centric networking,” in *Proceedings of IEEE GLOBECOM 2017*, pp. 1–6, Dec. 2017.
- [11] A. Montazeri and D. Makaroff, “Optimal cache budget distribution

- for hierarchical ICN networks,” in *Proceedings of the 22nd Conference on Innovation in Clouds, Internet and Networks (ICIN 2019) Optimal*, pp. 336–343, Feb. 2019.
- [12] R. Zhang, J. Liu, T. Huang, and R. Xie, “Popularity based probabilistic caching strategy design for named data networking,” in *Proceedings of the 1st INFOCOM Workshops on Integrating Edge Computing, Caching, and Offloading in Next Generation Networks (IECCO 2017)*, pp. 476–481, May 2017.