

ネットワークの消費電力削減のためのルータにおける動画コンテンツの キャッシングの評価

多田 知正[†] 村田 正幸^{††} 松岡 茂登^{†††} 長谷川 剛^{†††} 山下 暢彦^{††††}

[†] 京都教育大学教育学部 〒 612-8522 京都市伏見区深草藤森町 1

^{††} 大阪大学大学院情報科学研究科 〒 565-0871 大阪府吹田市山田丘 1-5

^{†††} 大阪大学サイバーメディアセンター 〒 560-0043 大阪府豊中市待兼山町 1-32

^{††††} NTT 先端集積デバイス研究所 〒 243-0198 神奈川県厚木市森の里若宮 3-1

E-mail: †htada@kyokyo-u.ac.jp

あらまし CCN (Content Centric Networking) では、ルータがコンテンツをキャッシュすることで、ネットワークの消費電力を削減できることが知られている。本研究では、階層ネットワークにおける Youtube のような動画共有サービスを対象として、各ルータのストレージ容量が消費電力の削減量に及ぼす影響について調べた。大学における Youtube のアクセス履歴を元に生成したワークロードを用いてシミュレーションを行った結果、消費電力の削減率はアクセスの地理的局所性によって変化し、最大で 35% 程度の消費電力が削減された。また、階層の最下位のルータよりも上位のルータに多くのストレージ容量を配分することで消費電力がより削減されることがわかった。また、キャッシュを 2 つに分割し、コンテンツの先頭部分のデータを優先的にキャッシュすることにより、消費電力の削減量を維持したままで動画再生の遅延開始の削減が可能であることを示した。

キーワード CCN, Youtube, 地理的局所性, 時間的局所性

Evaluation of Video Caching at Routers for Reduction of Network Energy Consumption

Harumasa TADA[†], Masayuki MURATA^{††}, Morito MATSUOKA^{†††}, Go HASEGAWA^{†††}, and

Nobuhiko YAMASHITA^{††††}

[†] Faculty of Education, Kyoto University or Education Fukakusa-Fujinomori-cho 1, Fushimi-ku, Kyoto-shi,
Kyoto 612-8522 Japan

^{††} Graduate School of Informantion Science and Technology, Osaka University Yamadaoka 1-5, Suita-shi,
565-0871 Japan

^{†††} Cybermedia Center, Osaka University Machikaneyama-cho 1-32, Toyonaka-shi, Osaka, 565-0043 Japan

^{††††} NTT Device Technology Laboratories Morinosato Wakamiya 3-1, Atsugi-shi, Kanagawa, 243-0198
Japan

E-mail: †htada@kyokyo-u.ac.jp

Abstract In CCN (Content Centric Networking), caching contents in routers reduces network energy consumption. In this paper, we focused video sharing services such as Youtube and examined how the storage capacity of routers affects the reduction rate of network energy consumption in hierarchical networks. We performed simulations using the workloads based on Youtube access logs collected at a university. We found that the reduction ratio depends on the geographical locality of accesses and it reached a maximum of 35%. We also found that we should employ more storage capacity to higher level routers than to edge routers in order to improve the reduction ratio. Moreover, we showed that using two caches to prefer the prefix of contents can reduce the ratio of delayed starts of video playback while keeping high reduction ratio of energy consumption.

Key words CCN, Youtube, geographical locality, temporal locality

1. ま え が き

ネットワークの高速化と大規模化に伴い、ネットワーク機器の消費電力の増大は大きな問題となっており、ネットワークの消費電力の削減を目的とした研究が行われるようになりつつある。

近年注目されている CCN (Content Centric Networking) [1] の利点の1つとして、ネットワーク上のルータにデータをキャッシュすることで、トラフィックを削減することが挙げられる。Lee ら [2] は、CCN におけるこのアプローチがネットワークの消費電力の削減に有効であることを示している。本研究は、このようにルータがコンテンツを保持することで、ネットワークの消費電力を削減する手法を対象とする。

我々は、これまでの研究において、Youtube のような動画コンテンツの配信を対象として、さまざまな要素がストレージ容量やネットワークの消費電力量に及ぼす影響を評価した [3]。ネットワークの消費電力の観点から各ルータにおける最適なストレージ容量を求めるアルゴリズムを提案し、実際のネットワーク機器とストレージの消費電力を元にした設定で計算を行った。

本研究では、[3] で設けていたいくつかの仮定を緩和した、より現実的な条件において、各ルータの最適なストレージ容量および消費電力の削減量について調べた。キャッシュ置換え手法として LRU (Least Recently Used) を用い、実際のアクセス履歴を元に生成したワークロードを用いてシミュレーションを行った。また、動画コンテンツでは、リクエストから再生開始までの時間ができるだけ短いことが望ましいが、動画の先頭部分のデータがルータにキャッシュされていると、素早く動画の再生を開始できる。これを評価するため、先頭部分をサーバからダウンロードしたために遅延が開始した動画が全体に占める割合 (遅延開始率) についても調べた。

実験の結果、消費電力の削減率は各ルータにおけるアクセスの地理的局所性によって変化し、最大で 35% 程度の消費電力が削減された。また、キャッシュを 2 つに分割し、コンテンツの先頭部分のデータを優先的にキャッシュすることにより、消費電力の削減量を維持したままで遅延開始率の改善が可能であることを示した。

以降の構成は以下のとおりである。2. では関連研究について述べ、3. でモデルについて説明する。4. では取得したアクセス履歴について述べ、5. ではキャッシュの管理手法について述べる。6. ではシミュレーションの説明とその結果について述べる。最後に 7. でまとめを行う。

2. 関 連 研 究

サーバからクライアントまでの途中の経路にコンテンツをキャッシュする手法については、WWW (World Wide Web) や CDN (Contents Delivery Network) において階層キャッシュの研究として以前から行われている。キャッシュの最適な容量について考慮している研究はそれほど見られないが、WWW の階層キャッシュにおいて、金銭的なコストを最小化することを

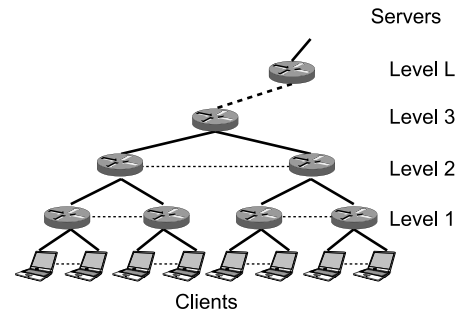


図1 ネットワークトポロジ

目的としてキャッシュ容量を最適化する研究 [4] や、階層構造の CDN において各レベルのストレージ容量を決定する問題を貪欲法で求める研究 [5] などが見られる。

一方、CCN (Content Centric Network) および ICN (Information Centric Network) に関する研究では、ルータのキャッシュのストレージ容量に注目したものが近年多数見られる。従来見られるネットワークのエッジ部分にのみキャッシュを配置する手法と、経路上の全てのルータにキャッシュを配置する手法の比較 [6] や、各ルータへのストレージ容量の配分についての検討 [7] などが行われている。

3. モ デ ル

本研究で使用するモデルは [3] のモデルを拡張したものである。

3.1 ネットワークモデル

対象とするネットワークを図1に示す。コンテンツを保持するサーバ、クライアント、ルータからなる木構造のトポロジである。

サーバはクライアントからのリクエストに応じてコンテンツを送信する。各ルータはストレージを備えており、コンテンツを保持することができる。ルータがリクエストを中継する際、そのコンテンツを保持していれば、直接クライアントにコンテンツを送信する。これによりそのルータとサーバの間のトラフィックを削減できる。同じレベルのルータのストレージ容量は均一であるとする。

サーバとクライアント間の経路上のルータには上下関係があり、サーバに近い側を上位、クライアントに近い側を下位とする。また、各ルータにはサーバからのホップ数に応じてレベルを定義し、最も下位にあるルータをレベル1とする。レベルが同じルータの下位ルータの数はすべて同一であるとする。

3.2 消費電力モデル

本研究では、[3] と同じ消費電力モデルを用いる。通信リンクの消費電力は無視し、ネットワークの消費電力を、すべてのルータで消費される電力の和と定義する。また、ルータで消費される電力を、ルータがパケット処理のために消費する電力とストレージの消費電力に分けて考える。以下では単にルータの消費電力と言った場合、ルータのストレージの消費電力は含まないものとする。

機種名	通信容量	最大消費電力	電力効率
Nexus 5010	520Gbps	450W	3.375W/Gbps
CRS-3	4480Gbps	12000W	10.45W/Gbps

表 1 ルータの消費電力

3.2.1 ルータの消費電力

本研究では Lee ら [2] のモデルにしたがい、負荷 l におけるルータの消費電力を以下のように定義する。

$$ER(l) = \gamma \left(E_{idle} + (E_{max} - E_{idle}) \frac{l}{R_{max}} \right) \quad (1)$$

ここで、 E_{max} はそのルータの最大消費電力、 E_{idle} はアイドル時の消費電力、 R_{max} は最大通信容量である。係数 γ は外部電源や冷却装置などのオーバーヘッドを表し、すべてのルータで同一とする。あるルータの平均負荷が l_{ave} であるとき、そのルータの電力効率を $ER(l_{ave})/l_{ave}$ で与える。電力効率の単位は W/Gbps となる。コンテンツがルータを流れることで消費される電力量を、そのコンテンツのサイズとルータの電力効率の積で表す。

3.2.2 ストレージの消費電力

Lee ら [2] のモデルでは、ルータはあらかじめ決められた容量のストレージを備えるものとし、その消費電力はルータの消費電力に含まれている。本研究では、ルータのストレージ容量について議論するため、ストレージの消費電力を個別にモデル化する。

ストレージはアイドル時とアクセス時で消費電力が異なるが、本研究では簡単のためアクセス時の消費電力については考えない。ストレージからのデータの読み出しは、ルータ上のコンテンツにアクセスするかサーバ上のコンテンツにアクセスするかによらず発生するため、アクセス時の消費電力は、本研究の結果に影響を与えないと考えられる。

サイズ s のコンテンツを時間 t の間保持することによるストレージの消費電力量を以下のように定義する。

$$ES(s, t) = \gamma \left(E \frac{s}{C} \right) t \quad (2)$$

ここで、 E はそのストレージのアイドル時の消費電力、 C は容量である。係数 γ は外部電源や冷却装置などのオーバーヘッドを表し、ルータと同じ値であるとする。

3.3 消費電力の設定値

ルータおよびストレージの消費電力は、[3] と同様に以下のように設定した。

ルータの通信容量および最大消費電力は、レベル 1 については Cisco 社製 Nexus 5010、レベル 2 以上については Cisco 社製 CRS-3 のデータシートを元に設定した。また、Lee ら [2] による評価と同様に、アイドル時の消費電力を最大消費電力の 95%、平均負荷を 50%、オーバーヘッドの係数 γ を 2 としてそれぞれの電力効率を求めた。表 1 に設定値を示す。

また、ルータに搭載するストレージは SSD とし、容量とアイドル時の消費電力については、Samsung 社製 MZ7PD512BW のベンチマーク結果 [8] を元に、容量 512GB、アイドル時消費電力 0.04W と設定した。また、オーバーヘッドの係数 γ は 2

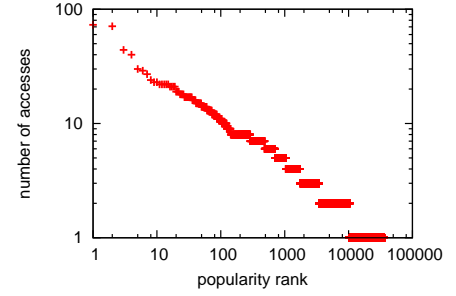


図 2 アクセス頻度の分布

Fig. 2 Distribution of Access Frequency

距離	元のアクセス履歴	シャッフル
0(最初のアクセス)	36088	36088
1 - 1000	6784	1657
1001 - 2000	1375	1409
2001 - 3000	945	1210
3001 - 4000	733	1066
4001 - 5000	723	930
> 5000	8428	12716

表 2 アクセスの距離の分布

Table 2 Distribution of Access Distance

とする。

3.4 コンテンツのサイズ

本研究では、コンテンツのサイズはそれぞれ異なるものとする。コンテンツは、複数の固定サイズのブロックからなっており、ブロック単位でストレージに格納される。以降では、コンテンツのサイズおよびストレージ容量はすべてブロック数で表す。

3.5 視聴の中断

動画コンテンツは、途中でユーザが視聴を中断することがあるため、同じコンテンツであっても、前半部分は後半部分よりも多くアクセスされると考えられる。本研究では、ユーザによる視聴の中断を考慮し、シミュレーションのワークロードとして与えるリクエスト列に、視聴を中断した位置の情報を含むものとする。ただし、ユーザがコンテンツの途中からアクセスする状況は考えない。

4. アクセス履歴

シミュレーションに用いるワークロードとして、Youtube のアクセス履歴を利用する。利用するアクセス履歴は、以下の方法で入手した Youtube の動画 ID の列である。大阪大学の学内ネットワークのゲートウェイにおける HTTP のアクセス履歴を取得し、その中に含まれるすべての HTTP アクセスのうち、アクセス先の URL が <http://www.youtube.com/watch?v=> で始まるものを選び、Youtube の動画 ID を抽出した。データ取得期間は、2014/4/6 から 2014/4/12 までの 1 週間である。取得したアクセス履歴に含まれる動画数は 36,088、総アクセス数は 55,076 であった。

取得したアクセス履歴における動画のアクセス数の分布を図

2に示す。Zipf分布に近い分布となっており、最小二乗法で求めたZipf分布の係数 α は0.445であった。

アクセス履歴の先頭から x 番目のアクセスについて、同じ動画に対する直前のアクセスが先頭から y 番目であるとき、 $x-y$ をそのアクセスの距離と定義する。ただし、直前のアクセスが存在しない場合は距離は0とする。取得したアクセス履歴に対して、元の履歴と、アクセスの順序をランダムに入れ替えた(シャッフル)場合の、アクセスの距離の分布を表2に示す。シャッフルしたものと比べて、元のアクセス履歴の方が、アクセスの距離が短い傾向にあることがわかる。このことは、Zipf分布に従う独立参照モデル(IRM)[9]と比べて、実際のアクセス履歴の方がアクセスの距離が短くなることを示唆しており、実際のアクセス履歴の時間的局所性はIRMよりも高いということを示している。

WWWのアクセス履歴において時間的局所性が存在することが知られている[10]が、Youtubeのような動画コンテンツにおいてもアクセスの時間的局所性が高いことがわかった。また、アクセスの時間的局所性がキャッシュの性能に及ぼす影響が大きいことも報告されており[11],[12]、IRMで合成されたワークロードよりも、実際のアクセス履歴に基づくワークロードの方がキャッシュの効果を調べる上でより適切であると言える。

5. キャッシュ管理

[3]では、コンテンツのルータへの配置は静的に決定し、計算によって消費電力量を求めたが、本研究では、実際のコンテンツの置き換えをシミュレートする。

5.1 コンテンツの置き換え

コンテンツの置き換え手法としてLRUを用いる。LRUによるコンテンツの置き換えはブロック単位ではなく、コンテンツ単位で行うこととする。コンテンツの途中までのブロックがキャッシュされている状態で、それ以降のブロックがアクセスされた場合、キャッシュされていないブロックのみをサーバにリクエストする。一方、ストレージが一杯になり、コンテンツを追い出す場合は、そのコンテンツのブロックを全てストレージから削除する。

5.2 キャッシュの分割

動画コンテンツは一般に先頭から順に再生されるため、コンテンツの先頭部分がキャッシュされていれば、再生の開始を早くすることができる。すなわち、コンテンツの先頭部分を優先的にキャッシュすることにより、平均的な再生開始時間を短縮できる可能性がある。これを実現するため、キャッシュを2つに分割し、一方のキャッシュ(先頭キャッシュ)にはコンテンツの先頭部分のみを保存し、もう一方のキャッシュに残りの部分を保存する方法を考える。先頭キャッシュの容量は、大きくすることで、再生開始時間を短くできる一方、大きすぎると、アクセス頻度の低いコンテンツの先頭部分をキャッシュすることになり、消費電力の削減量に悪影響を及ぼすことが考えられるため、容量を適切に設定することが重要である。

6. 評価

本研究では、レベル1のルータとレベル2のルータにのみコンテンツがキャッシュされる状況を想定し、レベル1とレベル2のルータのシミュレーションを行って、ルータのストレージ容量と消費電力の関係を調べる。

6.1 シミュレーション手順

シミュレーションは、ルータ1台ずつ順に行うこととする。まず、下位のルータに与えるリクエスト列を生成して、下位ルータのシミュレーションを行い、その結果を元に、上位ルータに与えるリクエスト列を生成し、上位ルータのシミュレーションを行う。

4.で述べたアクセス履歴を元にリクエスト列を生成する。リクエスト列は、2つ組 (c, a) の有限列である。 c はリクエストされるコンテンツ、 a はそのリクエストにおいて視聴が中断された位置を表し、コンテンツ c のサイズを $size(c)$ とすると、 $a \leq size(c)$ である。

1台のレベル2のルータの下に、 m 台のレベル1のルータが接続されているとする。はじめに、レベル1のルータに与えるリクエスト列を m 個生成し、レベル1のルータのシミュレーションを行う。

4.で取得したアクセス履歴を y 、 y に含まれるYoutubeの動画IDの集合を Y とする。 Y に含まれる動画IDを元に、Youtube APIを用いて各動画のサイズを取得することにより、動画サイズの分布 D が得られる。シミュレーションで用いるコンテンツの集合を C とし、 C に含まれるコンテンツのサイズの分布は D に従うものとする。

レベル1のルータに与えるリクエスト列 $r^j (1 \leq j \leq m)$ を、以下のように生成する。まず、 Y の各要素を、 C からランダムに選択した要素に対応させて、 Y から C への単射 f^j を定義する。次に、 y の各項 y_i を、2つ組 $(f^j(y_i), a_i^j)$ に置き換えることで得られる列を r^j とする。 a_i^j の値は、区間 $[1, size(f^j(y_i))]$ の整数値を取る一様乱数で決定する。

こうして得られた m 個のリクエスト列を用いて、 m 台のレベル1のルータのシミュレーションを行う。リクエスト列 r^j を用いて行ったシミュレーションの結果、ヒットしたリクエストを除いた列を t^j とする。 r^j を用いたシミュレーションにおいてコンテンツの一部のみがヒットした場合、 t^j にはヒットした部分を除いたリクエストが含まれる。

レベル1のシミュレーションによって得られた t^1, \dots, t^m を合成したものを、レベル2のルータに与えてシミュレーションを行う。リクエスト列の合成は以下のようにして行う。列 r を考え、初期値を空列とする。まず、 t^1, \dots, t^m からランダムに1つを選び、それが空列でなければその先頭のリクエストを取り除き、 r の末尾に追加する。 t^1, \dots, t^m が全て空になるまでこれを繰り返し、最終的に得られた r を合成後のリクエスト列とする。

6.2 アクセスの地理的局所性

レベル1の各ルータに与えるリクエスト列において、コンテンツの重複が少ないほど、アクセスの地理的局所性が高いと言

$ C $	コンテンツ数
200,000	196,289
400,000	339,780
800,000	482,549

表 3 リクエスト列に含まれるコンテンツ数
Table 3 Number of Contents in Request Sequences

える。リクエスト列に含まれるコンテンツは、集合 C からランダムに選択したものであるため、 C の要素が多いほどリクエスト列においてコンテンツが重複する確率が低くなる。すなわち、 C の要素数 $|C|$ はアクセスの地理的局所性を反映するパラメータであると言える。表 3 に、 $|C|$ を変化させて、レベル 1 のルータに与えるリクエスト列を 20 個生成した場合に含まれるコンテンツ数の合計を示す。 $|C|$ が大きくなるにつれて、コンテンツ数の合計は大きくなっており、アクセスの地理的局所性が高くなっていることがわかる。

6.3 シミュレーション設定

ネットワークポロジは [3] と同様に、高さ 4 の対称な木構造とする。最上位のルータはレベル 4 となり、レベル 4、レベル 3、レベル 2 の各ルータに接続されている下位ルータの数はそれぞれ 5、5、20 とする。1 ブロックのサイズは 100KB とする。これは Youtube で 360p の動画の 1 秒間の長さに相当するサイズである。また、初期状態ではキャッシュは空であるとする。

6.4 評価指標

評価指標として、コンテンツをキャッシュする場合の消費電力の削減率を用いる。削減率は、キャッシュする場合の 1 週間の総消費電力量を E 、キャッシュしない場合の 1 週間の総消費電力量を E_0 とし、 $(E_0 - E)/E_0$ で与えられる。レベル 2 のルータ 1 台とその下の全てのレベル 1 のルータのシミュレーションを行い、各ルータにおけるヒット率を算出する。

消費電力量は、シミュレーションによって得られた各ルータでのヒット率を元に、3.2 で述べた消費電力モデルを用いて算出する。本研究ではヒット率としてブロック単位のヒット率（以下、ブロックヒット率）を考える。ブロックヒット率は、ルータのキャッシュにヒットしたブロック数を、クライアントにダウンロードされた総ブロック数で割った値である。ネットワークの対称性より、このシミュレーションで求められた削減率は、レベル 2 以下のルータにのみコンテンツをキャッシュする場合のネットワーク全体の消費電力の削減率と同等である。

6.5 結果

6.5.1 ストレージ容量の影響

レベル 1 のルータのストレージ容量を 100,000 とし、 $|C|$ を変化させた場合の、レベル 2 のルータのストレージ容量と消費電力の削減率の関係を、図 3 に示す。グラフの凡例は $|C|$ の値、横軸はレベル 2 のルータのストレージ容量を表す。 $|C| = 200,000$ の時、削減率は最大で 35%程度と非常に高い一方で、 $|C| = 800,000$ の時には、最大で 15%程度になっている。この結果から、アクセスの地理的局所性が消費電力の削減量に大きく影響することがわかる。WWW の階層キャッシュに

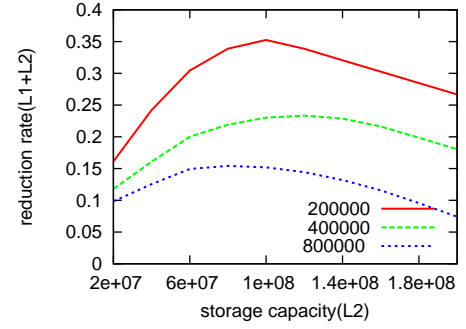


図 3 消費電力の削減率 (レベル 1 ルータの容量 100,000)
Fig. 3 Energy Reduction Ratio (Storage Capacity of Level 1 Router is 100,000)

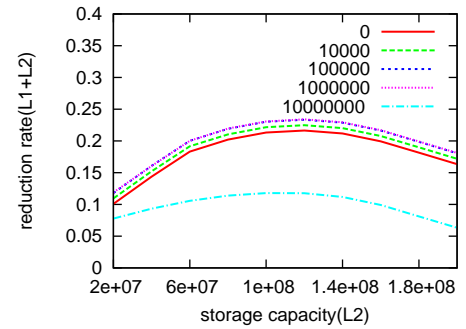


図 4 消費電力の削減率 ($|C| = 400,000$)
Fig. 4 Energy Reduction Ratio ($|C| = 400,000$)

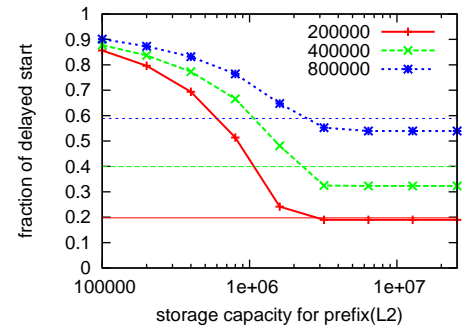


図 5 先頭キャッシュを用いた場合の遅延開始率
Fig. 5 Delayed Start Ratio with Prefix Cache

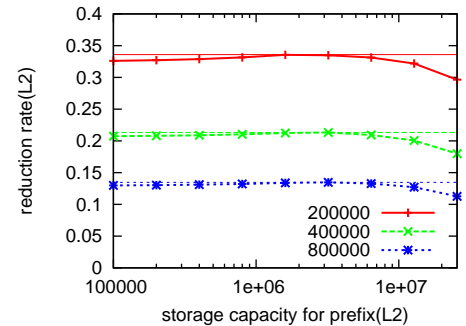


図 6 先頭キャッシュを用いた場合の消費電力の削減率
Fig. 6 Energy Reduction Ratio with Prefix Cache

において、下位キャッシュのアクセスに重複が少ない場合、上位キャッシュのヒット率が低下することが知られている [13]。これと同様に、アクセスの地理的局所性の低い状況では、レベル 2 のルータにおけるヒット率が低下し、消費電力の削減量が減少したと考えられる。

$|C| = 400,000$ とした時の、レベル 1 とレベル 2 のルータのストレージ容量を変化させた場合の消費電力の削減率を、図 4 に示す。レベル 1 のルータのストレージ容量が削減率に与える影響は小さく、容量が大きすぎると逆に削減率が大きく悪化している。レベル 1 とレベル 2 のルータにおけるブロックヒット率を調べたところ、レベル 1 のルータでは、ストレージ容量を大きくしてもブロックヒット率は 25%程度までしか上昇せず、逆にストレージの消費電力の増加による影響の方が強くなっていった。一方、レベル 2 のルータにおけるブロックヒット率はストレージ容量を大きくするにつれて 50%程度まで増加し、ルータにおける消費電力の削減量がストレージの消費電力の増加を上回っていた。このことから、レベル 1 のルータよりもレベル 2 のルータに多くのストレージ容量を割り当てるほうが良いと考えられる。Wang ら [7] は、コアとエッジのどちらにキャッシュするかはネットワークトポロジに依存し、集中型のトポロジではコア、非集中型のトポロジではエッジにキャッシュするのが良いと述べており、本研究で対象とするネットワークトポロジが集中型であることから、ネットワークの中心部により近いレベル 2 のルータに多くのストレージ容量を割り当てることの方が有効であったと考えられる。

6.5.2 キャッシュ分割の効果

5.2 で述べたキャッシュ分割の効果を調べた。レベル 1 のストレージ容量を 0、レベル 2 のストレージ容量を 100,000,000 とし、これを、先頭キャッシュとそれ以外の部分に分割する。先頭キャッシュの大きさを変化させたときの、遅延開始率を図 5、消費電力の削減率を図 6 に示す。図において、グラフの凡例は $|C|$ の値、横軸は先頭キャッシュの容量である。また、直線はキャッシュを分割しない場合のそれぞれの値を示している。図 5 より、 $|C|$ が 400,000 と 800,000 の時、先頭キャッシュの容量が 3,000,000 を超えたところで、キャッシュを分割しない場合よりも遅延開始率が低くなっていることがわかる。 $|C|$ が 200,000 の時は大きな差はないが、これはもともとキャッシュの効果が高く、遅延開始率が低いためである。また、図 6 より、先頭キャッシュの容量が 3,000,000 のところでは、キャッシュを分割しない場合と消費電力の削減率にほとんど差がないことがわかる。このことから、キャッシュを分割し、先頭キャッシュの容量を適切に決定することにより、消費電力の削減量を維持したまま、遅延開始率を改善できることが確認できた。

7. 結 論

本研究では、動画共有サービスを対象として、階層ネットワークにおけるルータのレベルごとのストレージ容量が消費電力に与える影響について調べた。

多くの研究で用いられている Zipf 分布に基づく独立参照モデルによるワークロードは、実際のアクセスよりも時間的局所

性が低いと考えられるため、大学における実際のアクセス履歴を元に作成したワークロードを用いてシミュレーションによる評価を行った。その結果、現実のネットワークを想定した設定において、最大で 35%程度の消費電力が削減が確認できたが、この削減率はアクセスの地理的局所性に大きな影響を受けることがわかった。また最もクライアントに近いレベル 1 のルータとその上位のレベル 2 のルータでは、レベル 2 のルータに多くのストレージ容量を割り当てることでより良い結果が得られることを示した。また、動画コンテンツの特性を考慮して、先頭キャッシュを導入し、動画コンテンツの先頭部分を優先的にキャッシュすることにより、消費電力の削減量を維持したまま、遅延開始率を改善できることを示した。

今後の課題として、異なるアクセス履歴を用いた場合の評価や、アクセスの地理的局所性およびユーザによる動画視聴の中断に関する現実的なモデルの構築が挙げられる。

文 献

- [1] V. Jacobson, D.K. Smetters, J.D. Thornton, M.F. Plass, N.H. Briggs, and R.L. Braynard. Networking named content. In *5th international conference on Emerging networking experiments and technologies*, pages 1–12. ACM, 2009.
- [2] U. Lee, I. Rimal, D. Kilper, and V. Hilt. Toward energy-efficient content dissemination. *IEEE Network*, 25(2):14–19, 2011.
- [3] 多田知正, 村田正幸, 長谷川剛, 馬場崎忠利, 中村二郎, 松岡茂登, 松田和浩. ルータにおけるキャッシングがネットワークの消費電力に与える影響の評価. *電子情報通信学会論文誌 B*, 96(11):1260–1271, 2013.
- [4] T. Kelly and D. Reeves. Optimal web cache sizing: Scalable methods for exact solutions. *Computer Communications*, 24(2):163–173, 2001.
- [5] N. Laoutaris, V. Zissimopoulos, and I. Stavrakakis. On the optimization of storage capacity allocation for content distribution. *Computer Networks*, 47(3):409–428, 2005.
- [6] S. K. Fayazbakhsh, Y. Lin, A. Tootoonchian, A. Ghodsi, T. Koponen, B. Maggs, K.C. Ng, V. Sekar, and S. Shenker. Less pain, most of the gain: Incrementally deployable ICN. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, 43(4):147–158, 2013.
- [7] Y. Wang, Z. Li, G. Tyson, S. Uhlig, and G. Xie. Optimal cache allocation for content-centric networking. In *ICNP 2013*, 2013.
- [8] tom's hardware. Performance Charts, 2013.
- [9] P. J. Denning and S. C. Schwartz. Properties of the working-set model. *Communications of the ACM*, 15(3):191–198, 1972.
- [10] V. Almeida, A. Bestavros, M. Crovella, and A. De Oliveira. Characterizing reference locality in the www. In *IEEE International Conference in Parallel and Distributed Information Systems*, pages 92–103. IEEE, 1996.
- [11] A. Mahanti, D. Eager, and C. Williamson. Temporal locality and its impact on web proxy cache performance. *Performance Evaluation*, 42(2):187–203, 2000.
- [12] S. Traverso, M. Ahmed, M. Garetto, P. Giaccone, E. Leonardi, and S. Niccolini. Temporal locality in today's content caching: why it matters and how to model it. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, 43(5):5–12, 2013.
- [13] C. Williamson. On filter effects in web caching hierarchies. *ACM Transactions on Internet Technology (TOIT)*, 2(1):47–77, 2002.