

ICN のキャッシングによる消費電力削減効果に関する一考察

A Study on Energy Reduction Effects due to In-Network Caching in ICN Networks

武政 淳二 †
Junji Takemasa

小泉 佑揮 †
Yuki Koizumi

長谷川 亨 †
Toru Hasegawa

Ioannis Psaras ‡
Ioannis Psaras

1 はじめに

Internet Protocol (IP) に代わる次世代のネットワークアーキテクチャとして期待されている Information Centric Networking (ICN) では、ICN ルータが具備するパケット単位のキャッシング機能が、トラフィックを削減することで各 ICN ルータの処理負荷を軽減し、その結果、ネットワークの総消費電力を削減することが期待されている。具体的には、下流の ICN ルータのキャッシング機能でトラフィックを削減することで、上流の ICN ルータの消費電力を削減できる。しかし、一方で、下流の ICN ルータでは、各パケットに対して、キャッシュエントリ検索などの高負荷な処理を実行するため、消費電力が増加する。すなわち、下流のアクセスネットワークでの ICN ルータでの消費電力増が、上流のコアネットワークでの ICN ルータでの消費電力減より大きくなると、ICN ネットワークの総消費電力を増加させることが懸念される。

筆者らは、キャッシング機能による消費電力増減に対するトレードオフ関係を明らかにするため、文献 [1] で Personal Computer (PC) ベースのソフトウェア ICN ルータの消費電力を実験的にモデル化している。この結果、パケット単位のキャッシング処理と名前ベースのパケット転送処理に、ICN ルータが消費する電力が大きくなることを明らかにしている。これに対して、本稿では、キャッシング機能による ICN ルータ単体の消費電力の増減ではなく、ICN ネットワーク全体の消費電力効果を明確化することを目的とする。

一方、ICN ネットワーク全体の総消費電力削減に関する研究も、近年活発になりつつあるが、以下の点について十分に考慮していない。まず、多数の研究 [2,3] では、Dynamic Random Access Memory (DRAM) 等のメモリ装置のアイドル時の消費電力が多いことに着目し、メモリ装置の消費電力の最小化を目的として、パケット単位のキャッシング処理やパケット転送処理による消費電力を考慮していない。しかしながら、近年、メモリ装置のアイドル時の消費電力は削減されつつあり、パケット単位のキャッシング処理などの消費電力が ICN ルータの消費電力が大部分を占めている [1]。

次に、トラフィック削減の効果として ICN パケットを処理するデバイスにおける消費電力削減に焦点を当てているが、トラフィック削減による、他の省電力ネットワーク技術の削減効果の促進については評価されていない。例えば、省電力ルーティング [4] は、各ルータがトラフィックを少数のリンクに集約し、ルータのラインカードを一時停止することでネットワークの消費電力を削減するが、キャッシング機能はこの削減効果を高めることが期待される。

そこで、本稿では、キャッシング機能ならびに省電力ルーティ

ング [4] を実施するネットワークを、総消費電力最小化を目的関数とする最適化問題として定式化することで、キャッシング機能による消費電力削減量を総合的に評価する。具体的には、2 種類のネットワークにおいて、(1) キャッシュ機能単体、(2) キャッシュ機能と省電力ルーティングの組み合わせによる消費電力削減を評価している。

1 つ目のネットワークとして、PC ベースのソフトウェア ICN ルータで構成したアクセスネットワークを対象としている。Bolla らの研究において [5]、マルチコアの CPU デバイスをパケット転送に用いる PC ベースのソフトウェアルータが数十 Gbps のパケット転送スループットを達成するとともに、動的電圧/周波数制御 (DVFS) の採用により、トラフィック量に比例した消費電力量を実現しており、将来のアクセスネットワーク用の ICN ルータとして適しているためである。アクセスネットワークは省電力ルーティングに必要なルータ間の冗長なリンクが少ないため、トラフィック量削減と、処理負荷増大のトレードオフ関係の明確化に適している。

2 つ目のネットワークは、Ternary Content Addressable Memory (TCAM) 装置のようなパケット転送用の特別な装置を有する商用ルータから構成されるコアネットワークを対象とする。商用ルータでは、トラフィック量に依存せずアイドル時にも消費する電力が多くの部分を占めるため、ラインカードを一時停止する、省電力ルーティングが主な省電力技術である。すなわち、コアネットワークでは、キャッシング機能による省電力ルーティングの消費電力削減効果の促進の明確化に適している。

本稿では、上記 2 点を現実的な条件で評価することを目的として、ICN ルータの消費電力モデルとして、メモリ装置だけでなく、全てのデバイスの消費電力を考慮した消費電力モデル [1] を用いている。このような研究例は、筆者らの知る限り初めてである。このように現実的な消費電力モデルを採用して評価することで、以下の 2 点を明らかにした。まず、ソフトウェア ICN ルータを用いるネットワーク、すなわち、本稿のアクセスネットワークでは、現在の CCNx [6] のように最適化されていない実装では、キャッシング機能単体でネットワークの総消費電力を削減することは困難である。一方、商用ルータを用いるネットワーク、すなわち、本稿のコアネットワークでは、キャッシング機能は、省電力ルーティングの消費電力削減効果を促進する。

本稿の構成は以下の通りである。まず、2 章で、省電力ネットワーク技術を説明し、3 章で想定するネットワーク環境を説明する。4 章で、最適化問題の定式化を行い、5 章で最適化問題より得られる結果を用いて、ICN のキャッシング機能による消費電力削減効果を議論する。6 章では、関連研究を説明し、7

章で本稿のまとめを述べる。

2 省電力ネットワーク技術

本章では、キャッシュ機能、および省電力ルーティングを用いた、3種類の消費電力の削減手法を説明する。

2.1 キャッシュ機能

キャッシュ機能による消費電力削減効果は、下流ルータのキャッシュにより上流ルータへ流れるトラフィック量が削減されるため、それに伴い上流ルータの消費電力が削減されることである。一方、キャッシュ機能を有する各ルータでは、キャッシュに起因する高負荷な処理により、消費電力が増加する。したがって、ICN ネットワーク全体の消費電力を削減するためには、キャッシュ機能を適切に設計する必要がある。キャッシュ機能における設計対象には、以下の3つがある。

キャッシュ配置: これは、どのルータにキャッシュ機能を具備させるかを決定することである。ヒット率が低いルータにキャッシュ機能を具備させることは、キャッシュ機能の処理負荷に起因して消費電力が増加するにも関わらず、トラフィック削減による上流ルータの消費電力削減が期待できない。したがって、ネットワーク全体の消費電力削減のためには、ヒット率の高いルータにのみキャッシュ機能を具備させることが重要である。

コンテンツ配置: これは、どのコンテンツをどのルータのキャッシュに配置するかを決定することである。キャッシュのサイズは有限であり、一般的に全てのコンテンツをあるルータのキャッシュに配置することはできない。したがって、ヒット率を向上し、消費電力削減効果を向上させるためには、上流ルータへのトラフィック削減効果の高いコンテンツ、すなわち、人気度の高いコンテンツを下流ルータのキャッシュに配置することが重要である。

コンテンツ単位のルーティング: これは、クライアントのコンテンツ要求パケット (Interest パケット) の、キャッシュされたコンテンツ、もしくはコンテンツ配信サーバまでの経路を決定することである。ルータで処理するパケット数の増加は消費電力増加をもたらすため、一般的には最短経路が多く採用されるが、ヒット率を向上し上流ルータへのトラフィック削減による消費電力削減効果を向上するためには、最短経路が適しているとは限らない。

本稿では、キャッシュ機能によって達成しうる消費電力削減効果を評価するため、4章では、上記の3つの設計対象を最適化した解を導出する最適化問題としてキャッシュ機能を定式化する。

2.2 省電力ルーティング

省電力ルーティングは、ルーティングによりトラフィックを少数のリンクに集約し、トラフィックを収容していないリンクやルータのラインカードへの電源供給を停止することで、ルータの消費電力を削減する手法である。省電力ルーティングには、ルーティング制御、および、リンクやラインカードの起動/停止制御の2種類の制御がある。

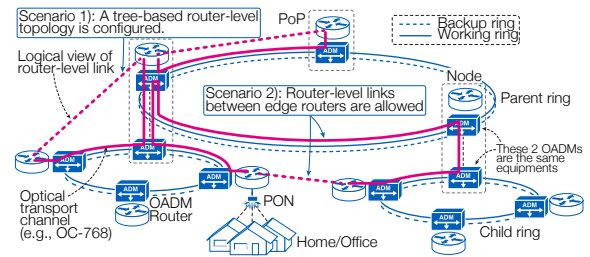


図 1: リング型ネットワークが階層的に接続されたアクセスネットワークの例

2.3 キャッシュ機能と省電力ルーティングの同時実施

キャッシュ機能による省電力ルーティングの消費電力削減効果促進を評価するため、キャッシュ機能と省電力ルーティングを同時に実施する制御を考える。これは、上述のキャッシュ機能における3つの制御対象と省電力ルーティングにおける2つの制御対象の全てを同時に制御するものである。

3 想定ネットワーク

3.1 概要

本稿では、アクセスネットワークと複数の Points of Presence (PoP) から構成されるコアネットワークの2つのネットワークを想定する。これは、キャッシュ機能に関しては、トラフィック削減の観点からアクセスネットワークへの配置が有効であると指摘されている [7] 一方で、省電力ルーティングは、コアネットワークの冗長リンクの削減を目的に開発されたためである [4]。

3.2 ネットワーク構成

本稿では、ICN ネットワークが IP ネットワーク上に構成される ICN over IP (ICN/IP) ネットワークを想定し、ICN/IP ネットワークの物理ネットワークとして、光分岐挿入装置 (optical add-drop multiplexer: OADM) と光ファイバによって構成される光ネットワークを想定する。この物理ネットワーク構成は、Internet2 のコアネットワーク (Abilene ネットワーク [8]) でも用いられている。物理ネットワーク上では、OADM を設定することで光伝送路を構成することができる。ICN/IP ルータ間はこの光伝送路で接続される。これら光伝送路と ICN/IP ルータによって構成されるネットワークを論理ネットワークと呼び、ICN/IP ルータ間の光伝送路をルータレベルリンクと呼ぶ。

この物理ネットワークにおける光機器は、基本的には受動的な光素子から構成されており ICN/IP ネットワークを構成する機器よりも消費電力が大幅に小さい [1, 9]。したがって、本稿では ICN/IP ルータの消費電力に焦点を当てる。

3.3 物理トポロジ

アクセスネットワークの物理トポロジとして、メトロエリアネットワークの物理ネットワークとして一般的な光メトロリング [10] を想定し、図 1 のように複数のリング型ネットワークが階層的に接続されているトポロジを考える。一方、コアネットワークの物理トポロジとしては、Abilene ネットワークで用いられている光メッシュトポロジ [8] を想定する。

3.4 ルータレベルトポロジ

まず、キャッシュ機能単体の消費電力削減効果は、アクセスネットワークで評価し、ルータレベルトポロジとしてツリートポロジを選択する。

キャッシュ機能と省電力ルーティングの組合せによる消費電力削減効果は、コアネットワークで評価し、ルータレベルとして Abilene ネットワークのルータレベルトポロジを選択する。ただし、省電力ルーティングが有効に機能するには、代替のルータレベルリンク数が十分大きい必要があるが、上記ルータレベルトポロジでは十分でないため、図 1 に示すように、本来のルータレベルトポロジに対して、さらに物理トポロジ上で 1 ホップ長いルータレベルリンクを追加したルータレベルトポロジを用いる。

4 最適化問題の定式化

本章では、2 章で述べた省電力ネットワーク技術を混合整数二次計画問題として定式化する。

4.1 定式化の概要

本稿では、(a) integration: キャッシュ機能と省電力ルーティングを同時に実施する、(b) cutting: 省電力ルーティングのみを実施する、(c) caching: キャッシュ機能のみを実施する、(d) no-control: キャッシュ機能と省電力ルーティングを実施しない、4 種類の最適化問題を考えるが、紙面の都合上、以降では、integration の定式化のみを示す。integration は、以下の 4 つの制御変数を持つ。

1. $x_{ij} \in \{0,1\}$ は、リンク (i,j) の起動/停止状態を表し、cutting におけるリンクの制御を表す。リンク (i,j) が起動状態であれば x_{ij} は 1 になり、停止状態であれば 0 になる変数である。
2. $w_{c,ij}^{uv}$ は、ルータ u に接続されるクライアントが、コンテンツ c を要求するためにルータ v 、あるいはルータ v に接続されるコンテンツ配信サーバへ送信する 1 秒あたりの Interest パケット量 (Interest パケットレート) のうち、リンク (i,j) を通過する Interest パケットレートを表す。これは、cutting および caching におけるルーティング制御を表す。
3. $y_v \in \{0,1\}$ は各ルータにおけるキャッシュ機能の配置の有無を表し、caching におけるキャッシュ配置制御を表す。ルータ v にキャッシュ機能が配置されている場合は y_v が 1、配置されていない場合は 0 である。
4. $z_{v,c} \in \{0,1\}$ は、各ルータにおけるコンテンツの配置の有無を表し、caching におけるコンテンツ配置制御を表す。ルータ v にコンテンツ c が配置されている場合は 1、配置されていない場合は 0 である。

変数 x_{ij} 、 $w_{c,ij}^{uv}$ を制御変数として持つ最適問題を cutting、 $w_{c,ij}^{uv}$ 、 y_v 、 $z_{v,c}$ を制御変数として持つ最適問題を caching とする。さらに、キャッシュ機能を持たない、つまり、全てのルータ v で $y_v = 0$ であり、リンクの状態が定数として与えられる最適化問題を no-control とする。

本最適化問題は、不等式制約を含む定式化部分とキャッシュ機能を持つネットワークのトラフィックと消費電力の導出部分から構成されており、定式化部分は、以下の式で表される。

$$\text{minimize } \sum_{i \in V} e_i \quad (1)$$

$$\text{subject to } C_{ij}x_{ij} \geq \lambda_{ij}, \quad \forall i, j \in V \quad (2)$$

$$x_{ij} \leq A_{ij}, \quad \forall i, j \in V \quad (3)$$

$$x_{ij} = x_{ji}, \quad \forall i, j \in V \quad (4)$$

$$\sum_{j \in V} x_{ij} \geq 2, \quad \forall i \in V \quad (5)$$

$$\beta_c^{uv} \leq z_{v,c} + K_v, \quad \forall u, v \in V, \forall c \in G \quad (6)$$

$$\sum_{c \in G} z_{v,c} \leq N_v y_v, \quad \forall v \in V \quad (7)$$

$$\sum_{k \in V} w_{c,ki}^{uv} - \sum_{k \in V} w_{c,ik}^{uv} = \begin{cases} \lambda_c^{uv} & \text{if } i = v \\ -\lambda_c^{uv} & \text{if } i = u \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases}, \quad \forall u, v, i \in V, \forall c \in G \quad (8)$$

e_i は、ルータ i の消費電力であり、式 (1) は、ネットワークの総消費電力を最小化する目的関数である。変数 e_i は、上述の制御変数 (x_{ij} 、 $w_{c,ij}^{uv}$ 、 y_v 、 $z_{v,c}$) によって決定されるため、この最適化問題の解は、消費電力を最小にするキャッシュ機能と省電力ルーティング制御方法であると言える。 e_i の導出は、4.3 節で説明する。 V はネットワーク中の全ルータの集合を表している。

式 (2) は、リンク (i,j) を通過するトラフィックが存在する場合に、リンク (i,j) を起動状態にするための制約式であると同時に、リンク (i,j) を通過するトラフィック量 λ_{ij} がリンク容量 C_{ij} を超えないための制約式でもある。式 (3) は、ルータ i とルータ j の間でのルータレベルリンクを設定するための制約式であり、ルータ i とルータ j の間に光伝送路が存在する時のみ、リンク (i,j) が設定される。光伝送路の設定は、定数 A_{ij} で与えられ、 $A_{ij} = 1$ ならば、ルータ i と j の間に光伝送路が設定されており、0 ならば、設定されていないことを表す。全てのリンクは全二重リンクであることを想定し、式 (4) によって、リンクを双方向で同じ状態に保つ。式 (5) は単一リンク、または単一ルータ故障時に、全ルータが代替経路を一つ以上持つことを保証する制約である。式 (6) と (7) は、コンテンツとキャッシュ機能配置の制約式である。式 (6) は、コンテンツ配信サーバ、または、コンテンツをキャッシュするルータのみが Interest パケットの宛先となり得ることを示す制約である。ここで、 β_c^{uv} は、ルータ u に接続されるクライアントがコンテンツ c を要求するために送信する Interest パケットレートのうち、ルータ v 、またはルータ v に接続されるコンテンツ配信サーバを宛先とする Interest パケットレートの割合であり、 $\sum_{v \in V} \beta_c^{uv} = 1$ ($\forall u, \forall c$) を満たす。定数 K_v は、ルータ v にコンテンツ配信サーバが接続されているかどうかを表し、 $K_v = 1$ ならば、コンテンツ配信サーバがルータ v に接続されており、0 ならば接続されていないことを表す。定数 G はコンテンツの集合である。式 (7) は、ルータ v がキャッシュ機能を持つときのみコンテンツ c をルータ v にキャッシュすることが可能であ

ることを制約すると同時に、キャッシュされるコンテンツの総数がキャッシュ容量を超えないための制約である。式 (8) は、フロー保存則である。

4.2 キャッシュ機能を持つネットワークのトラフィック

ICN ネットワークでは、クライアントがコンテンツを要求するための Interest パケットとその要求に対してコンテンツを返送するための Data パケットの 2 種類のパケットを用いて通信している。クライアントは、コンテンツ取得のために Interest パケットを送信し、Interest パケットは所望のコンテンツをキャッシュしているルータ、あるいは、コンテンツ配信サーバへ転送される。その後、Interest パケットを受信したルータ、あるいはコンテンツ配信サーバは、クライアントに向けて Data パケットを返送する。したがって、パケットの送信元と宛先が変化しない IP ネットワークとは異なり、ICN ネットワークでは、キャッシュ機能の配置場所とコンテンツの配置場所に依じて、Interest パケットの宛先と Data パケットの送信元が変化する。本節では、ICN ネットワークにおけるトラフィックの定式化を説明する。

ルータ u に接続されるクライアントがコンテンツ c を要求するために送信する Interest パケットレートを I_c^u とすると、ルータ u に接続されているクライアントからルータ v へ送信されるコンテンツ c に対する Interest パケットレート λ_c^{uv} は、 $\lambda_c^{uv} = I_c^u \beta_c^{uv}$ と表すことができる。

次に、リンク (i, j) を通過するトラフィック量 λ_{ij} を考える。 λ_{ij} は、リンク (i, j) を通過する Interest パケットと Data パケットのトラフィック量の和である。ICN では、Data パケットは Interest パケットと同じ経路に沿って返送されるため、リンク (i, j) を通過する Data パケットのトラフィック量は、リンク (j, i) を流れる Interest パケットのトラフィック量と等しい。したがって、 λ_{ij} は、以下の式で導出できる。

$$\lambda_{ij} = S_I \cdot \sum_{c \in G} \sum_{u \in V} \sum_{v \in V} w_{c,ij}^{uv} + S_D \cdot \sum_{c \in G} \sum_{u \in V} \sum_{v \in V} w_{c,ji}^{uv} \quad (9)$$

ここで、 S_I と S_D は、それぞれ Interest パケットと Data パケットのサイズである。

4.3 ICN ルータの消費電力モデル

本稿では、ICN ルータの消費電力モデルとして、文献 [1] で提案されている消費電力モデルを用いる。このモデルでは、ICN ルータの消費電力は、ラインカードの消費電力 (e_i^{LC})、CPU の消費電力 (e_i^{CPU})、ネットワークインターフェースカード (NIC) 上のプロセッサや商用ルータのルートプロセッサカードが IP パケットの転送処理に消費する電力 (以降 NIC の消費電力と呼ぶ) (e_i^{IP})、メモリデバイスの消費電力 (e_i^{MEM})、筐体の消費電力 ($E_{CHASSIS}^{ROUTER}$)、の総和であり、以下の式で表される。

$$e_i = e_i^{LC} + e_i^{CPU} + e_i^{IP} + e_i^{MEM} + E_{CHASSIS}^{ROUTER} \quad (10)$$

ここで、 $E_{CHASSIS}^{ROUTER}$ は定数である。

ラインカードの消費電力 e_i^{LC} は、ルータ i で起動状態にあるリンク数の総和である。

$$e_i^{LC} = E^{LC} \cdot \left\lceil \frac{\sum_{i \in V} x_{ij}}{M_{PORT}^{LC}} \right\rceil \quad (11)$$

E^{LC} は起動状態のラインカード 1 台が消費する電力であり、 M_{PORT}^{LC} はラインカードが持つポート数である。

CPU の消費電力 e_i^{CPU} は、アクティブな CPU コア数 n_i の関数として以下の式で表される。

$$e_i^{CPU} = E_{CORE}^{CPU} \cdot n_i + E_{IDLE}^{CPU} \quad (12)$$

E_{CORE}^{CPU} は、アクティブな 1 CPU コアが消費する電力であり、 E_{IDLE}^{CPU} は、全 CPU コアがアイドル時に消費する電力である。処理に要する CPU クロック数で換算した CPU 負荷を l_i とすると、 l_i を 1 CPU コアの最大動作周波数 H_{CORE} で割ることで、アクティブな CPU コア数 n_i を導出できる。ただし、稼働している CPU コアによって処理可能な負荷を超えた場合、新しい CPU コアを起動させる必要があるため、式 (13) のように、アクティブな CPU コア数 n_i は天井関数で計算する。

$$n_i = \left\lceil \frac{l_i}{H_{CORE}} \right\rceil \quad (13)$$

CPU 負荷 l_i は、式 (16) のように、ルータで処理する Interest パケットレートと 1 ICN パケットに対する各処理 $F \in \{1, 2, 3, 4, 5\}$ を実行するために消費する CPU クロック数 H_F より計算できる。ICN のパケットへの処理は、全ての Interest パケットへの処理 ($F = 1, 2$)、キャッシュヒットするパケットへの処理 ($F = 3$)、キャッシュミスして上流へ転送される Interest パケットとそれに対応する Data パケットへの処理 ($F = 4, 5$) の異なる 3 種類に分類され、それぞれで消費 CPU クロック数とパケットレートが異なるため、これらの処理は分けて考える必要がある。そこで、まずルータ内部のそれぞれの処理に流入する Interest および Data パケットレートを考える。ルータに流入する Interest パケットレート λ_i^{IN} とルータ i から送出される Interest パケットレート λ_i^{OUT} は、以下の式で計算できる。

$$\lambda_i^{IN} = \sum_{c \in G} \left(\sum_{u \in V} \sum_{v \in V} \sum_{k \in V} w_{c,ki}^{uv} + I_i^c \right) \quad (14)$$

$$\lambda_i^{OUT} = \sum_{c \in G} \sum_{u \in V} \sum_{v \in V} \sum_{k \in V} w_{c,ik}^{uv} \quad (15)$$

ICN では、Interest パケットと Data パケットは 1 対 1 に対応する、つまり、ルータに流入する Data パケット数はルータが送出した Interest パケット数と等しいため、ルータに流入する Data パケットレートも λ_i^{OUT} となる。ルータ i でキャッシュヒットする Interest パケットレート λ_i^{HIT} は、 $\lambda_i^{HIT} = \lambda_i^{IN} - \lambda_i^{OUT}$ によって計算できる。以上より、それぞれの処理へ流入するパケットレートを用いて、CPU 負荷 l_i は以下の式で計算できる。

$$l_i = \lambda_i^{IN} (H_1 + y_i H_2) + \lambda_i^{HIT} y_i H_3 + \lambda_i^{OUT} (H_4 + y_i H_5) \quad (16)$$

処理 $F = 2, 5$ は、それぞれ、キャッシュエントリの検索と挿入を行うキャッシュ処理であり、処理 $F = 3$ はキャッシュヒット時の Data パケットの返送処理であるため、ルータがキャッシュ機能を有している、 $y_i = 1$ の時のみ実行される。

メモリデバイスの消費電力 e_i^{MEM} は、式 (17) のようにメモリデバイスへのアクセスレート $R \cdot \lambda_i^{IN} \cdot S_D$ の関数である。 R

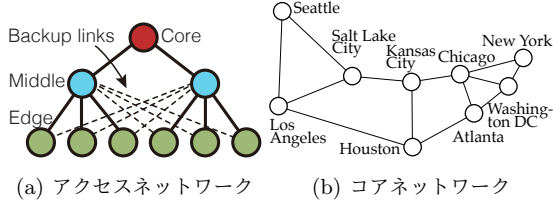


図 2: ルータレベルトポロジ

は、流入 Interest パケットレートをメモリアクセスレートへ変換するための定数である。

$$e_i^{\text{MEM}} = E_{\text{BYTE}}^{\text{MEM}} \cdot \lambda_i^{\text{IN}} \cdot S_D \cdot R + E_{\text{IDLE}}^{\text{MEM}} \quad (17)$$

$E_{\text{BYTE}}^{\text{MEM}}$ と $E_{\text{IDLE}}^{\text{MEM}}$ は、それぞれ、メモリデバイスへ 1 バイトのアクセスをする際に消費する電力とメモリデバイスが定常的に消費する電力である。

NIC の消費電力 e_i^{IP} は、IP パケットの転送レートの関数であり、以下の式で計算される。

$$e_i^{\text{IP}} = E_{\text{PACKET}}^{\text{IP}} \cdot \frac{(\lambda_i^{\text{IN}} + \lambda_i^{\text{OUT}})(S_I + S_D)}{S_{\text{IP}}} \quad (18)$$

ここで、 $E_{\text{PACKET}}^{\text{IP}}$ は、IP パケットを 1 パケット転送するために消費する電力であり、 S_{IP} は、IP パケットのサイズである。

5 数値結果

5.1 評価環境

まず、アクセスネットワークとして、図 1 のような、2 つのリング型ネットワーク (子リング) と 1 つのリング型ネットワーク (親リング) が階層的に接続されている光メトロネットワークを想定する。各子リングは、3 台のエッジルータから構成され、各エッジルータは、複数クライアントからの Interest パケットを収容している。親リングは、子リングのエッジルータと接続されている 2 台の中間ルータと 1 台のコアルータで構成されている。コンテンツ配信サーバは、コアルータと接続されている。全てのルータには、40 Gbps の物理ポートを 1 つ持つラインカードが設置されているものとする。アクセスネットワークでは、コアルータと中間ルータ間を、4 台のラインカードを設置し、仮想的に 160 Gbps のルータレベルリンクで接続し、その他のルータ間を 1 台のラインカードを用いて 40 Gbps のルータレベルリンクで接続している。図 2(a) は、アクセスネットワークのルータレベルトポロジを表している。

次に、コアネットワークとして、9 台のルータが対等に接続されている Abilene トポロジ [8] を想定する。全てのコンテンツ配信サーバは、Atlanta に設置されるデータセンタに収容されているものとする。全てのルータには、40 Gbps の物理ポートを 1 つ持つラインカードが設置されているものとし、各ルータ間を 1 台のラインカードを用いて 40 Gbps のルータレベルリンクで接続している。図 2(b) は、コアネットワークのルータレベルトポロジを表している。

アクセスネットワークで展開されるルータとして、文献 [1] でモデル化されている PC ベースのソフトウェアルータ (PC ルータ) を想定し、消費電力モデルのパラメータとして、文

表 1: 消費電力モデルのパラメータ

パラメータ		PC ルータ	商用ルータ
$E_{\text{CHASSIS}}^{\text{ROUTER}}$	[J/s]	22.56	1130
$E_{\text{PACKET}}^{\text{IP}}$	[J/packet]	3.04×10^{-6}	1.53×10^{-3}
$E_{\text{CORE}}^{\text{CPU}}$	[J/s]	2.96	10
$E_{\text{IDLE}}^{\text{CPU}}$	[J/s]	2.74	0
H_{CORE}	[Hz]	1.6×10^9	2.0×10^9
$E_{\text{BYTE}}^{\text{MEM}}$	[J/byte]	0.44×10^{-9}	1.32×10^{-9}
$E_{\text{IDLE}}^{\text{MEM}}$	[J/s]	1.1	3.3
E_{LC}	[J/s]	27	330

表 2: CCNx の 1 パケット処理に消費する CPU クロック数

処理	H_1	H_2	H_3	H_4	H_5
クロック数	7120	10598	4917	12893	18176

献 [1] の実験で得られた測定値を使用する。文献 [1] の PC ルータの消費電力モデルのパラメータは、DVFS を行う PC サーバ上での実験より得られた結果である。そのため、ルータの消費電力が完全にトラフィック量に比例するわけではないが、商用ルータと比較してトラフィック量に比例する消費電力が大きいと推定できるため、本稿ではこの PC ルータを将来ルータと想定する。コアネットワークで展開されるルータとして、商用ルータを想定し、消費電力モデルのパラメータとして、文献 [11] で ICN ルータの一実装として想定されている Cisco の ASR 9006 ルータ [12] のカタログスペックより推定した値を使用する。ASR 9006 ルータは、CPU デバイスとして、2 台の Intel Xeon L5638 プロセッサを搭載しており、メモリデバイスとして、文献 [1] で想定しているルータの 3 倍の容量を持つ DDR3 メモリデバイスを搭載している。文献 [13] より、Xeon L5638 プロセッサにおける CPU コアのアイドル時の消費電力は、ゼロに近いと推定し、商用ルータの CPU コアがアイドル時に消費する電力を 0 と推定した。また、1 CPU コアが消費する電力は、Xeon L5638 プロセッサの熱設計電力を CPU コア数で除した値を使用した。表 1 は、実際に使用した PC ルータと商用ルータの消費電力モデルでのパラメータである。ただし、CCNx が各処理に消費する CPU クロック数は、ハードウェア構成に依存しないため、商用ルータと PC ルータの共に、表 2 で示す値を使用する。

トラフィックについては、以下の通りである。ルータに接続されているクライアントがルータに送信する Interest パケットレート (packet/s) は、総コンテンツ取得レートと都市の人口比に基づいて設定する。総コンテンツ取得レートとは、全てのクライアントが 1 秒あたりに取得するコンテンツの総トラフィック量 (Gbps) である。本章の評価ではこの値を変化することでネットワーク中のトラフィック量を変化させる。都市の人口比として、アクセスネットワークでは日本の大阪の人口調査の結果 [14] を、コアネットワークではアメリカの人口調査の結果 [15] をそれぞれ使用する。コンテンツサーバは、50 個のコンテンツを保持しており、クライアントのコンテンツへの要求パターンは係数 $\alpha = 0.8$ [16] の Zipf 分布に設定する。各ルー

タのキャッシュサイズは5コンテンツとする。Interest パケットのサイズは、YouTube のビデオコンテンツの URL 長を想定し、50 byte とし、Data パケットのサイズは、CCNx [6] の Data パケットのサイズの初期設定値である 4096 byte とする。IP パケットのサイズは、1500 byte とする。

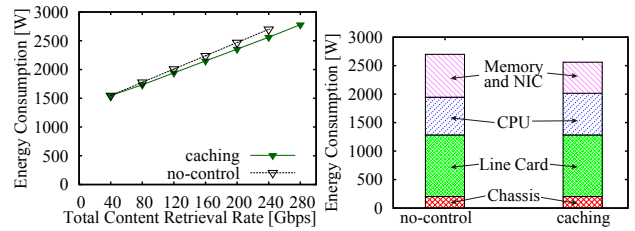
4章で定式化した混合整数二次計画問題の解を短時間で得るため、問題を解く際に以下の2つの緩和を加えている。1つ目は、式(12)中のステップ関数の線形緩和である。2つ目は、最適解の探索中、これまでに発見した最良の実行可能解と解の下界との差が5%以下になったとき、その実行可能解を解とすることである。得られた実行可能解の質を評価するため、アクセスネットワークで総コンテンツ取得レートが160 Gbpsの時の最適解の目的関数値と実行可能解の目的関数値を比較したところ、その差は、0.1%以下であったため、緩和を用いても質の良い解が得られているとし、以降の結果では緩和を用いて得られた実行可能解の結果を掲載している。

5.2 キャッシュ機能単体による消費電力削減効果

本節では、キャッシュ機能のみを実施する caching と キャッシュ機能を実施しない no-control の結果を比較することで、キャッシュ機能単体によるネットワーク全体の消費電力削減効果の評価をする。

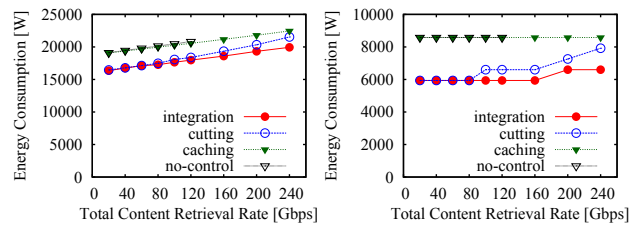
図3(a)は、総コンテンツ取得レートを変化させた時のアクセスネットワークの総消費電力の計算結果である。横軸は総コンテンツ取得レート、縦軸は消費電力を表している。総コンテンツ取得レートが240 Gbpsの時、キャッシュ機能のみを実施する caching は、キャッシュ機能を実施しない no-control と比較して、全てのルータに流入する Interest パケットレートの総和を25.8%削減できていたが、ネットワークの総消費電力を5.1%しか削減できていなかった。この結果より、キャッシュ機能単体によるネットワークの消費電力の削減効果が少ないことがわかる。

さらに、アクセスネットワークでキャッシュ機能単体によるネットワークの消費電力の削減効果が少ない理由を調べるために、ルータの各デバイスの消費電力の結果を評価した。図3(b)は、総コンテンツ取得レートが240 Gbpsの時の各コンポーネントが消費する電力の内訳である。キャッシュ機能を実施する caching では、各ルータに流入する Interest パケットレートが削減されているため、トラフィック削減のみの影響を受けるメモリデバイスとNICデバイスの消費電力が削減されている。しかし、CPUでは、トラフィック削減による消費電力削減量よりキャッシュ機能の追加による消費電力の増加量が多いため、CPU全体の消費電力は増加している。キャッシュ機能の追加によるCPUの消費電力の増加量が多い理由は、表2より、CCNxの処理のうち、キャッシュに関連する処理2と5の処理負荷が重いためである。メモリデバイス、NICデバイス、CPUを合わせたネットワーク全体の消費電力で見ると、キャッシュ機能の追加によるCPUの消費電力の増加量とトラフィック削減による消費電力削減量がほぼ同じであるため、キャッシュ機能単体によるネットワークの総消費電力の削減効果が少ないことがわかる。



(a) 総コンテンツ取得レートの増 (b) 総コンテンツ取得レートが加に対するネットワークの総消費電力 240 Gbps の時の各コンポーネントの消費電力の内訳

図3: アクセスネットワークの消費電力



(a) 総コンテンツ取得レートの増 (b) 総コンテンツ取得レートの増加に対するネットワークの総消費電力 加に対する全ラインカードの消費電力

図4: 省電力ルーティングを行うコアネットワークの消費電力

5.3 キャッシュ機能と省電力ルーティングの同時実施による消費電力削減効果

本節では、省電力ルーティングのみを実施する cutting の消費電力削減量とキャッシュ機能と省電力ルーティングを同時に実施する integration の削減量を比較することで、キャッシュ機能を省電力ルーティングの組み合わせによる消費電力削減効果の評価をする。

図4(a)は、コアネットワークの消費電力の計算結果である。総コンテンツ取得レートが240 Gbpsの時、integration は省電力ルーティングで既に消費電力を削減できている cutting と比較して、さらに、7.4%の消費電力を削減できていた。この結果より、省電力ルーティングを単体で実施するよりもキャッシュ機能も同時に実施する方が消費電力削減効果が高いことがわかる。

さらに、キャッシュ機能がどのように省電力ルーティングの消費電力削減効果に寄与しているかを調査するために、図4(b)で、ネットワーク中の全ラインカードの消費電力の総和の結果を評価した。図4(b)の結果では、総コンテンツ取得レートが240 Gbpsの時、integration は cutting よりも16.7%のラインカードの消費電力を削減できている。全ラインカードの消費電力の総和は、ネットワーク中で起動しているルータレベルリンクの総数の関数である。この結果より、省電力ルーティングをキャッシュ機能と同時に実施することで、トラフィック量を削減でき、ルータがより少数のリンクへトラフィックを集約し、ラインカードを一時停止できることがわかる。つまり、キャッシュ機能による省電力ルーティングの消費電力削減の促進効果とは、トラフィック削減による一時停止可能なラインカード数

の増加により得られる消費電力の削減効果である。

5.4 考察

以上の結果を踏まえて、本稿では以下の考察を得た。

- キャッシュ機能による最大の消費電力削減の効果は、省電力ルーティングの促進、すなわち一時停止可能なラインカード数の増加である。ここで、1 台のルータが他のルータと設定可能なルータレベルリンク数が多いほど、一時停止可能なラインカード数は増加することが期待される。本稿の評価結果では、設定可能なルータレベルリンクが 2 本程度あれば、省電力ルーティングによりラインカードの一時停止を可能としている。複数のルータレベルリンクを設定することにより、物理ネットワークにおける資源、すなわち物理リンクの増加とのトレードオフは、今後の検討課題である。
- 文献 [5] では、ネットワークの総消費電力削減のためにトラフィック量に比例して電力を消費するルータが必要であることを提案し、1 台の PC を用いて数十 Gbps のパケット転送能力を有するソフトウェア IP ルータを実現している。ICN ルータの一部が、このようなソフトウェア ICN ルータに置き換えられる将来は、キャッシュ機能単体のトラフィック削減によりネットワーク全体の消費電力を削減できる可能性がある。この実現には、現在の CCNx の実装では、キャッシュ処理が高負荷であるため、低負荷で高速なキャッシュ処理の実装が重要な研究課題である。
- ソフトウェアルータの実装技術の進展、インターネットトラフィック量の増加傾向を考慮すると、ICN ルータをインターネットに導入する初期段階では、アクセスネットワークではソフトウェアルータを使用し、コアネットワークでは商用ルータを使用する形態が一般的であると考えられる。この形態では、クライアントに近いアクセスネットワークの ICN ルータのみにキャッシュ機能を配置することが望ましい。現状のソフトウェアルータの実装では、アクセスネットワークにおいて、キャッシュ機能による消費電力の増減はほぼないため、コアネットワークでの省電力ルーティングによる効果の分、消費電力を削減が見込める。

6 関連研究

キャッシュ機能による ICN ネットワークの消費電力削減を目的とする文献として、文献 [3, 17] がある。Lee らの文献 [3] では、キャッシュ機能によるトラフィック削減効果はネットワークの総消費電力を削減すると述べている。Choi らの文献 [17] では、消費電力を最小化する最適なコンテンツ配置が、ネットワークの消費電力効率を高めることを述べている。彼らは、コンテンツをキャッシュするためのメモリデバイスのアイドル時の消費電力が多いと仮定しているが、文献 [1] で述べられているような、ICN のプロトコル処理を行う CPU やメモリデバイスにアクセスするための消費電力まで考慮していない。

一方で、Bolla [5] らの文献では、既存の省電力ネットワーク技術を具備するルータが将来的にネットワークで展開されたときの消費電力削減効果を評価している。Bolla らは、CPU の

DVFS のような機能を含む将来ルータにおける消費電力削減手法として、ルータがトラフィック負荷に応じてリンク容量を動的に変化する Adaptive Link Rate や トラフィックが到着しない時に、データリンク層の機能を一時停止し、リンクを省電力状態に移行する Low Power Idle などを紹介し、ネットワーク全体の消費電力削減効果を評価している。これらの手法はトラフィック量が低い時に消費電力削減に有効であると述べられているが、ICN のキャッシュ機能によるトラフィック削減効果と併用して、消費電力削減効果を高めることに関しては議論されていない。

7 まとめ

本稿では、ICN のキャッシュ機能がネットワークの総消費電力を削減できるのかという課題に対して、まず、既存の ICN ルータの消費電力モデルを用いてキャッシュ機能を持つネットワークの消費電力を最小化する最適化問題を定式化した。次に、定式化した最適化問題を用いて得られた結果より、i) ソフトウェア ICN ルータを用いるアクセスネットワークでは、キャッシュ機能は、トラフィック削減による消費電力削減と高負荷なキャッシュ処理の追加による消費電力増加によるネットワークの総消費電力におけるトレードオフ関係を有しているため、キャッシュ機能単体ではネットワークの総消費電力削減が難しいことを明らかにした。さらに、ii) 商用ルータを用いるコアネットワークでは、キャッシュ機能のトラフィック削減効果は、各ルータがより少数のリンクにトラフィックを集約することを可能にし、一時停止可能なラインカード数を増加することで、既存の省電力ルーティング技術の効果を促進することを明らかにした。

謝辞

本研究は NICT 委託研究 167 課題ウによるものである。

参考文献

- [1] T. Hasegawa, Y. Nakai, K. Ohsugi, J. Takemasa, Y. Koizumi, and I. Psaras, “Empirically modeling how a multicore software ICN router and an ICN network consume power,” in *Proceedings of ACM ICN*, pp. 157–166, 2014.
- [2] J. Llorca, A. M. Tulino, K. Guan, J. Esteban, M. Varvello, N. Choi, and D. C. Kilper, “Dynamic in-network caching for energy efficient content delivery,” in *Proceedings of IEEE INFOCOM*, pp. 245–249, Apr. 2013.
- [3] U. Lee, I. Rimac, D. Kilper, and V. Hilt, “Toward energy-efficient content dissemination,” *IEEE Network*, vol. 25, pp. 14–19, Mar. 2011.
- [4] M. Zhang, C. Yi, B. Liu, and B. Zhang, “GreenTE: Power-aware traffic engineering,” in *Proceedings of IEEE ICNP*, pp. 21–30, Oct. 2010.
- [5] R. Bolla, R. Bruschi, A. Carrega, F. Davoli, D. Suino, C. Vassilakis, and A. Zafeiropoulos, “Cutting the energy

- bills of internet service providers and telecoms through power management: An impact analysis,” *Computer Networks*, vol. 56, pp. 2320–2342, July 2012.
- [6] Project CCNx. <http://www.ccnx.org/>.
- [7] S. K. Fayazbakhsh, Y. Lin, A. Tootoonchian, A. Ghodsi, T. Koponen, B. Maggs, K. Ng, V. Sekar, and S. Shenker, “Less pain, most of the gain: incrementally deployable ICN,” in *Proceedings of ACM SIGCOMM*, pp. 147–158, Aug. 2013.
- [8] Internet2 Network. <http://noc.net.internet2.edu/i2network/maps-documentation/maps.html>.
- [9] J. Baliga, R. Ayre, K. Hinton, W. V. Sorin, and R. S. Tucker, “Energy consumption in optical IP networks,” *Journal of Lightwave Technology*, vol. 27, pp. 2391–2403, July 2009.
- [10] Y. Zhang, P. Chowdhury, M. Tornatore, and B. Mukherjee, “Energy efficiency in telecom optical networks,” *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, vol. 12, pp. 441–458, 2010.
- [11] W. So, A. Narayanan, and D. Oran, “Named data networking on a router: Fast and DoS-resistant forwarding with hash tables,” in *Proceedings of ACM/IEEE ANCS*, pp. 215–226, Oct. 2013.
- [12] Cisco Systems, Inc., “ASR 9006 Router.” <http://www.cisco.com/c/en/us/products/routers/asr-9006-router/index.html>.
- [13] Intel Corporation, “Intel Xeon Processor 5600/5500 Series Platforms for Embedded Computing.” <http://www.intel.com/content/dam/www/public/us/en/documents/platform-briefs/xeon-5500-5600-platform-brief.pdf>.
- [14] Osaka Prefectural Government. <http://www.pref.osaka.lg.jp/toukei/top/kokucho10.html>.
- [15] U.S. Census Bureau. <http://factfinder.census.gov/bkmk/table/1.0/en/PEP/2012/PEPANRSIP.US12A>.
- [16] C. Fricker, P. Robert, J. Roberts, and N. Sbihi, “Impact of traffic mix on caching performance in a content-centric network,” in *Proceedings of IEEE NOMEN*, pp. 310–315, Mar. 2012.
- [17] N. Choi, K. Guan, D. C. Kilper, and G. Atkinson, “In-network caching effect on optimal energy consumption in content-centric networking,” in *Proceedings of IEEE ICC*, pp. 2889–2894, June 2012.