

Bloom Filterの類似性に基づく コンテンツ指向型ネットワークにおける Re-route 手法

山本 真由^{1,a)} 綿野 陽香¹ 重安 哲也^{1,b)}

概要：ネットワークを流通するコンテンツをルータにキャッシュし、以降の取得要求に再利用することでサーバへのアクセス集中を防ぐ CCN では、コンテンツ要求クエリを各コンテンツルータ (CR) がルーティングテーブルである FIB に従って、コンテンツを保持する CR へ転送し短いホップでのコンテンツ取得を促す。しかし、隣接 CR のリンク切断等による通信不能状態が発生した場合には、FIB に基づいた転送は実施できなくなるため、新たな転送先を Re-route によって確保する必要があるが、現在の CCN にはその手法は実装されていない。そのため、現在の FIB 記載の転送先に代わる CR の選択が不十分であれば、キャッシュに辿り着くまでの経路が長くなり、その結果ユーザへのコンテンツ到着遅延やトラフィック増加により、ネットワーク性能が大きく低下する。そこで、本研究では、Re-route の際に Bloom Filter を用いて各 CR の保有するキャッシュの類似度を比較することで代替 CR を選択し、障害発生前と遜色のないコンテンツ配送性能を達成する手法について提案する。

1. はじめに

情報通信技術の発展に伴い、ノート PC やスマートフォン、タブレットといった情報端末の普及が急速に進み、人々はこれらの情報端末から簡単にインターネットを利用できるようになった。これと同時に、インターネット上を流れるトラフィックもまた爆発的に増え続けている。さらに、近年では、SNS (Social Networking Service) の登場により、これまでは情報を消費する側にあった一般ユーザが逆にコンテンツを生成・配信する機会が増加し、動画や音楽などのコンテンツ流通にインターネットが利用される割合も大きく増えた。そのため、このような利用環境の変化に対応するため、インターネットの通信形態もまた、設計当初のホストセントリックな通信からの脱却が強く希求されている。

さて、従来のインターネットで利用されていた IP アドレスを識別子に用いたユーザとサーバ間の End-to-End な通信を行うホストセントリックなネットワークでは、ユーザからの通信要求は全て単一のサーバに集中することで、処理遅延やサーバダウンといった様々な問題を引き起こす。

そこで、このような問題を解決するために、ユーザに

ネットワーク的に近い場所でコンテンツの処理を実現しようという考え方が生まれた。これを実現する方法の 1 つに、NTT が提案するエッジコンピューティング [1] がある。エッジコンピューティングとは、ユーザ端末付近に置かれたエッジサーバを活用することで処理遅延およびトラフィックの低減を実現する手法である。

また、同種の課題のうち、コンテンツ配信においてもこれをネットワークレベルで解決することを目的に検討が始められたプロジェクトがある。それが、コンテンツ指向型ネットワーク [2] である。コンテンツ指向型ネットワークとは、従来の IP ネットワークのようにどのサーバからコンテンツを取得するかというロケーションオリエンテッドな通信ではなく、どのコンテンツを取得するかをコンテンツ名で指定し、コンテンツの発見と転送をコンテンツセントリックな方法で行う手法である。この研究は、2005 年頃から進められ、現在までに様々なネットワークアーキテクチャが提案されている。

代表的なコンテンツ指向型ネットワークアーキテクチャの 1 つである CCN (Content-Centric Networking) [3], [4], [5], [6] は、現在のインターネットの利用形態に適したネットワークアーキテクチャとなっているため、今後さらなる普及が予想される。そのため、会社内、家庭内を問わず、社会の隅々まで普及したネットワークにおいて、CCN の適用が進めば、これまでのような堅牢性の保証されたネットワーク以外での CCN の運用に際しても、実用

¹ 県立広島大学 経営情報学科
Department of Management Information Systems, Prefectural University of Hiroshima.

a) q404040wm@ed.pu-hiroshima.ac.jp

b) sigeyasu@pu-hiroshima.ac.jp

に耐える機能が不可欠となる。例えば、ネットワーク規模の拡大や適用環境が多様化すれば、末端ルータでは性能の低下やルータ間のリンクも多様化するため、ルータの通信不能状態の発生や、リンク切断などの問題が数多く発生する危険性が高まる。

ところで、CCN では、ルータは自身の下位ルータから自身が保有していないコンテンツを要求する Interest パケットを受信した場合、ルータ内のルーティングテーブルである FIB (Forwarding Information Base) に従って隣接するルータにこの Interest パケットを転送する。しかし、FIB に記載されている隣接ルータがリンク切断、あるいは動作不能など通信不能状態に陥った場合には、FIB に基づいた Interest パケットの転送ができなくなる。したがって、そのような場合には新たな転送先を Re-route によって選択しなおす必要があるが、現在の CCN には Re-route のアルゴリズムは実装されていない。そのため、現在の FIB に記載されている転送先に代わるルータの選択が不十分であれば、キャッシュにたどり着くまでの経路が長くなる。その結果、ユーザへのコンテンツ到着遅延の発生やトラフィックの増加によって、CCN の性能は大きく低下する。

そこで本論文では、Re-route の際に Bloom Filter を用いて各ルータの保有するキャッシュの類似度を比較することで代替ルータを選定し、障害発生前と遜色のないコンテンツ配送性能を達成する手法について提案する。また、同提案手法を用いることで、ブロードキャストする場合と比べて、キャッシュヒット率が向上し、往復ホップ数の削減に効果を発揮することを明らかにする。

2. コンテンツ指向型ネットワーク

CCN は、コンテンツ発見と転送の双方をコンテンツオリエンテッドな方法で実現するネットワークアーキテクチャである。CCN では、ユーザのコンテンツ要求を Interest パケット、サーバからの応答を Data パケットとし、この2つのパケットのランデブーポイントとしてルータが用いられる。CCN で用いられるルータは、現在の IP ルータに類似した構造をとるが、ルータ自体にキャッシュ機能を持たせる点が大きく異なる。また、CCN はコンテンツの発見をコンテンツ名に基づいたルーティングで行うだけでなく、コンテンツ転送においてもコンテンツ名を利用する。そのため、従来の IP フォワーディングをコンテンツの転送に使用する他のアーキテクチャと異なり、完全にコンテンツオリエンテッドなネットワークアーキテクチャとなっている。

2.1 CCN の概要

CCN は、コンテンツ要求を行う Interest パケットと要求されたコンテンツを送り返す Data パケットの2種類のパケット(図1)により通信を行う。以下、CCN の概要に

ついて詳述する。

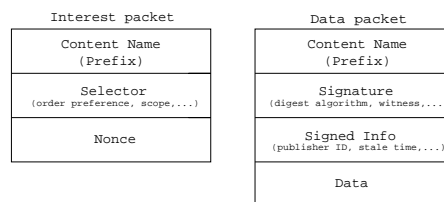


図1 CCNにおけるInterestパケットとDataパケットのフレームフォーマット

2.1.1 CCNにおけるルータの構成

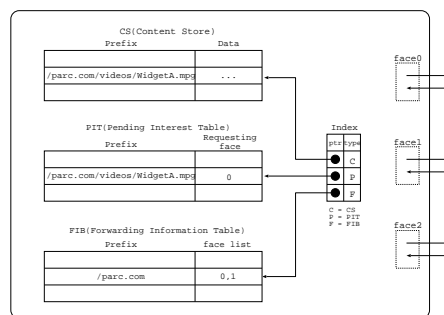


図2 CCNにおけるCRの構成

CCN では、コンテンツのキャッシュを行うことのできるルータを CR (Content Router) と呼ぶ。CR は IP ルータのインターフェースに相当する face を介したパケットの送受信を担当する。図2に、CCNにおけるCRの構成を示す。CR は、FIB、PIT (Pending Interest Table)、CS (Content Store) の3つのテーブルで構成される。FIB はルーティングテーブルであり、サーバからフラッディングされたコンテンツの Prefix をもとにその経路情報が作成される。FIB は、コンテンツの Prefix とその Prefix に一致する Interest パケットの転送先 face をエントリとして保持し、Interest パケットのルーティングに用いられる。PIT は、要求したコンテンツに対する Data パケットが到着していない未解決の Interest パケットの情報を保持する。PIT は、到着した Interest パケットの Prefix とその Interest パケットの到着元 face をエントリとして保持し、Interest パケットの重複送信の回避や、Data パケットの転送に用いられる。CS は、過去に到着あるいはその CR を経由した Data パケットをキャッシュするバッファメモリである。CS は、Data パケットの Prefix とその Prefix に対応するコンテンツデータをエントリとして保持する。

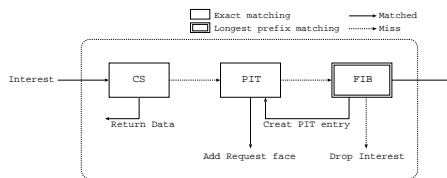


図 3 Interest パケット受信時の CR における動作概要

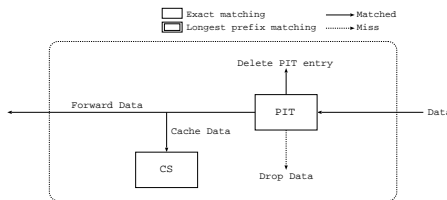


図 4 Data パケット受信時の CR における動作概要

2.1.2 Interest / Data パケットのルーティング

CCN では、コンテンツを要求するユーザが Interest パケットをブロードキャストすることで通信を開始する。以下、Interest パケット受信時の動作について述べる（図 3 参照）。Interest パケットを受信した CR は、まず、自身の CS を参照する。Interest パケットの Prefix と完全に一致するコンテンツがキャッシュされている場合、CR は対応する Data パケットを返信する。このとき、Data パケットは PIT を参照し、Interest パケットと逆順の経路で返信される。一方、Interest パケットの Prefix と一致するコンテンツが CS にキャッシュされていない場合は、次に CR は PIT を参照し、同じ face から同一 Interest パケットが以前に到着していないかを確認し、すでに一致する Prefix が登録されている場合は、すでに同じ Prefix のコンテンツに対する要求を転送済みであると判断し、Interest パケットを転送せずに破棄する。なお、Prefix は完全に一致するものの、到着元 face 番号が異なる場合は、その Interest パケットの到着元 face 番号のみを PIT に追加登録する。ここで、PIT にも Interest パケットで要求されたコンテンツに一致するエントリがない場合、次に CR は FIB を参照し、Interest パケットの転送先を最長一致検索で決定する。同結果に基づいて Interest パケットを転送する際、CR は PIT に Prefix と Interest パケットの到着元 face 番号を登録する。さて、FIB にも要求されたコンテンツに一致するエントリがない場合は、その Interest パケットを破棄する。

次に、Data パケット受信時の動作について述べる（図 4 参照）。Data パケットを受信した CR は、まず、自身の PIT を参照する。PIT に Data パケットの Prefix と完全に一致するエントリが登録されている場合は、PIT の該当エントリに登録されている face に Data パケットを送信する。CR は、転送と同時に PIT の該当エントリを削除するとともに、新たに自身の CS に Data パケットをキャッシュする。PIT に Data パケットの Prefix と一致するエントリが登録されていない場合は、単純に Data パケットを破棄

する。

2.2 CCN のリンク切断未対応問題

CCN では、CR は自身の下位 CR から自身が保有していないコンテンツを要求する Interest パケットを受信した場合には、FIB に従って隣接する CR にこの Interest パケットを転送する。しかし、FIB に記載されている隣接 CR がリンク切断、あるいは動作不能など通信不能状態に陥った場合には、FIB に基づいた Interest パケットの転送は実施できなくなる。したがって、そのような場合には、新たな転送先を Re-route によって選択しなおす必要があるが、現在の CCN には Re-route のアルゴリズムは実装されていない。そのため、現在の FIB に記載されている転送先に代わる CR の選択が不十分であれば、キャッシュに辿り着くまでの経路が長くなる。その結果、ユーザへのコンテンツ到着遅延の発生やトラフィックの増加により、CCN の性能は大きく低下する。

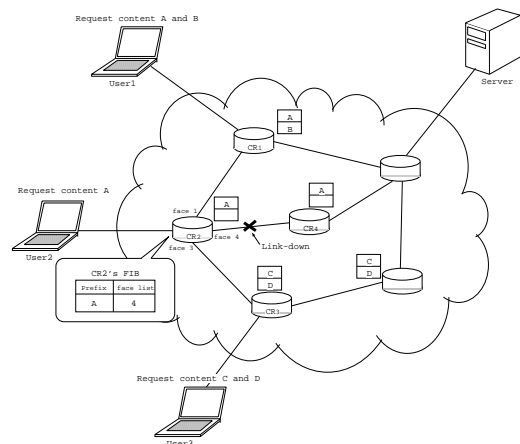


図 5 リンク切断発生時のネットワークポロジ

図 5 に示すトポロジ上でリンク切断が発生した場合について考える。同図において、ユーザ 1 はコンテンツ A, B を、ユーザ 2 はコンテンツ A を、ユーザ 3 はコンテンツ C, D をそれぞれサーバから最短経路で取得していたと仮定する。この場合、各 CR には図 5 のようにコンテンツがキャッシュされる。ここで、 CR_1 と CR_2 には重複したコンテンツが多くキャッシュされていることに注意されたい。このような状況において、 CR_2 と CR_4 の間でリンク切断が発生した場合、Interest パケットは CR_1 もしくは CR_3 のいずれかを Re-route によって転送先を選択する必要がある。その際、もし CR_3 を転送先として選定した場合は、同経路によるサーバまでの距離は 5hop となり、要求コンテンツまでの誘導経路が長くなる。その結果、コンテンツ転送コストの増加やユーザへのコンテンツ到着遅延が生じる。また、新しい転送先として CR_3 を FIB に設定した場合、ユーザ 3 のコンテンツの要求状況によっては、各 CR に図 6 のようにコンテンツがキャッシュされる。すると、

ネットワーク内のキャッシュ全体に占めるコンテンツ A の割合は多くなる一方で、コンテンツ D のキャッシュが置き換えによって破棄される可能性がある。そのような場合、ネットワーク全体でキャッシュするコンテンツの多様性が低下することとなる。

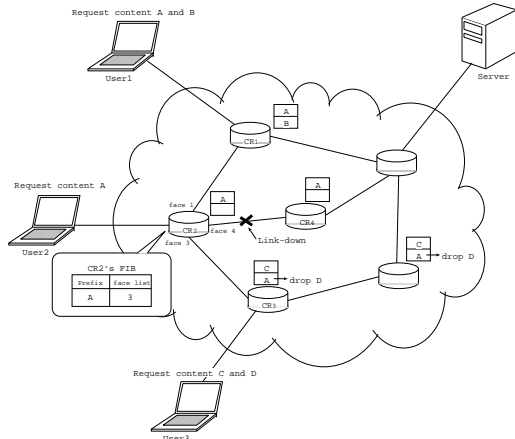


図 6 Re-route 後の各 CR におけるキャッシュ状況

したがって、このような場合は、 CR_4 と類似したコンテンツのキャッシュを保有する CR_1 を選択することによって、同 CR のキャッシュを利用した、コンテンツ取得までの所要ホップ数の低減をはかると同時に、ネットワーク全体でキャッシュしているコンテンツの多様性を維持することが望ましいと考えられる。

2.3 Re-route に関する研究事例

本節では、CCN の Re-route について提案されている CCNFRR (Fast one-hop Re-Route in CCN) [7] について述べる。同方式では、リンク切断などの通信不能状態が発生した場合に迅速かつ簡単に Re-route を行うことを目的としている。

CCNFRR では、各 CR は定期的に alive-message を隣接する CR 間で送受信することで隣接する CR の現在の通信状態を認識する。CR が alive-message のタイムアウトまでに隣接 CR から alive-message を受信できなかった場合は、隣接 CR が通信不能状態にあると判断する。さて、CCN では Interest パケットは FIB, Data パケットは PIT に基づいてそれぞれ転送される。したがって、パケットごとに転送先の決定が異なるため、それぞれのパケットに適した Re-route が必要となる。同方式では、FIB パケットと PIT パケット (図 7) を用いて Re-route を行うことでこれを可能にしている。

同方式の Interest パケットのための Re-route を図 8 を用いて説明する。なお、同図では端末 D を通信不能端末とする。まず、各 CR は alive-message により隣接 CR の通信状態を認識する。隣接 CR の通信不能を検知した CR である端末 B, E は、自身の FIB を参照し、通信不能となっ

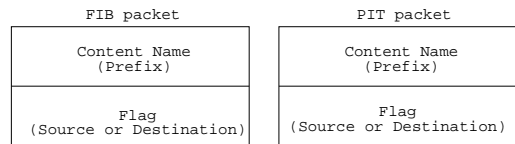


図 7 CCNFRR における FIB/PIT パケットのフレームフォーマット

た隣接 CR である端末 D に接続する face がエントリとして登録されているか確認する。ここで、FIB に該当するエントリが登録されていた場合、端末 B は FIB パケットの flag を Source に設定する。FIB に該当するエントリが登録されていない場合、端末 E は flag を Destination に設定し、FIB パケットを通信不能 CR 以外の隣接 CR へ送信する。なお、FIB パケットに記載されるコンテンツ名は、同パケットの送信元 CR の FIB に登録され、本来ならば通信不能 CR へ転送されていたコンテンツ名である。ここで、コンテンツ名が同じであり、flag が Source である FIB パケットと Destination である FIB パケットの両方を受信した端末 C が新しい経路として選定される。そして、新しい経路として選定された端末は、受信した FIB パケットにあるコンテンツ名とパケットの到着元 face を自身の FIB のエントリとして登録する。また、Source フラグを持つ FIB パケットを送信した端末 B は自身の FIB に、FIB パケットの送信先 face を登録する。

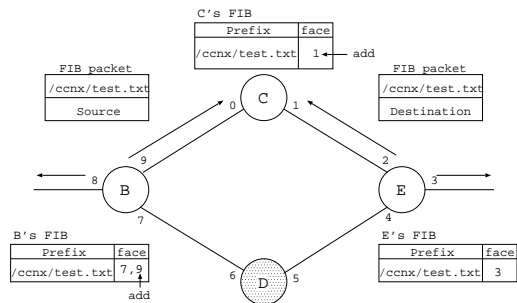


図 8 CCNFRR における Interest パケットのための Re-route の動作概要

次に、Data パケットのための Re-route の動作を説明する。基本的な動作は Interest パケットの Re-route とほぼ同じである。隣接 CR の動作不能を検知した CR は自身の PIT を参照し、通信不能となった隣接 CR への経路がエントリとして登録されているか確認する。PIT に該当エントリが登録されている場合、flag を Source に設定した PIT パケットを通信不能 CR 以外の隣接 CR へ送信する。PIT に該当エントリが登録されていない場合は、flag を Destination に設定した PIT パケットを送信する。なお、PIT パケットのコンテンツ名は、同パケットの送信元 CR の PIT に登録され、かつ、本来ならば通信不能 CR へ転送されていたコンテンツ名である。これにより、コンテンツ名が同じであり、Source フラグが設定された PIT パケッ

トと Destination フラグが設定された PIT パケットの両方を受信した CR が新しい経路として選定される。

新しい経路として選定された CR は自身の PIT に、受信した PIT パケットのコンテンツ名とパケットの到着元 face をエントリとして登録する。また、Source フラグを持つ PIT パケットを送信した CR は自身の PIT に、PIT パケットの送信先 face 番号をエントリとして登録し Re-route を完了する。

3. Bloom Filter の類似性に基づく Re-route 手法

本節では、FIB 上の転送先アドレスとして記載されているいずれかの CR が通信不能となった場合に、Bloom Filter を用いて CR 間のキャッシュするコンテンツの類似度を計算し、通信不能となった CR と最も保有するコンテンツの種類が類似している CR を代替 CR として選定する（以下、Re-route とよぶ）手法を提案する。

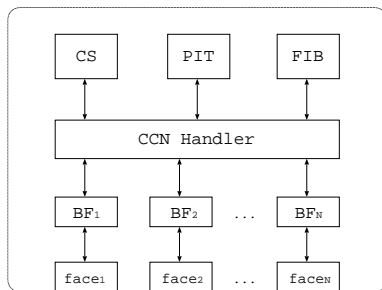


図 9 提案手法における CR の構成

まず、提案手法で用いる CR の構成について述べる。提案手法における CR では、従来の CS, PIT, FIB の 3 種類に加え、各 face ($face_1, face_2, \dots, face_N$) に対して、その face の先に接続される CR が保持しているキャッシュ情報を記録する Bloom Filter (BF_1, BF_2, \dots, BF_N) を追加する（図 9 参照）。各 face に対応する Bloom Filter の情報は、それぞれの face を通じて対象とする CR と送受信する Interest パケットまたは Data パケットのヘッダに記載することで取得することとする。図 10 に、提案手法で使用する Interest パケットと Data パケットのフレームフォーマットをそれぞれ示す。同図に示すように、これらのパケットは送信端末内の CS にキャッシュされているコンテンツ識別子の Prefix を格納する Bloom Filter を保持する。

3.1 動作概要

提案手法における相手先キャッシュの Bloom Filter による情報登録と代替 CR 選定の動作を説明する。

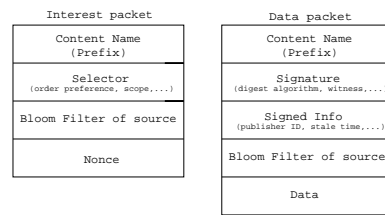


図 10 提案手法における Interest パケットと Data パケットのフレームフォーマット

3.1.1 キャッシュ情報の登録

前節で述べたように、キャッシュ情報の登録は Interest パケットまたは Data パケットにより行う。Interest パケットを受信した CR は、まず、到着元 face に対応する Bloom Filter にパケット内の Bloom Filter を格納する。次に、CR は自身の CS を参照する。要求されたコンテンツがキャッシュされている場合、CR は Data パケットを返信する。このとき、Data パケットは PIT を参照し対応する Prefix が記録されているエントリに従って Interest パケットとは逆順の経路で返信される。これとは逆に、要求されたコンテンツが自身の CS にキャッシュされていない場合は、CR は PIT を参照し、同じ face から同一 Interest パケットが以前に到着していないかを確認し、すでに一致する Prefix が登録されている際は、すでに同じ Prefix のコンテンツに対する要求を転送済みであると判断し、Interest パケットを破棄する。ここで、PIT にも Interest パケットによって要求されたコンテンツに一致するエントリがない場合、次に CR は FIB を参照し、Interest パケットの転送先を決定する。その際、CR は CS にキャッシュされている全てのコンテンツの Prefix をハッシュ値に変換し、Interest パケット内の Bloom Filter に新たに格納した後に当該 Interest パケットの転送を実施する。ここで、更新した Bloom Filter を含む Interest パケットは FIB に基づいて他の CR へと転送される。同時に、CR は PIT に Prefix と face 番号を登録する（図 11）。Data パケットを受信した CR も同様に、到着元 face に対応する Bloom Filter にパケット内の Bloom Filter を格納した後、自身の CS にキャッシュされているコンテンツの Prefix をハッシュ値に基づいて Bloom Filter を構成し、これをパケット内の Bloom Filter に格納し、次の CR へ転送する（図 12）。これを繰り返すことで、CR は隣接 CR の最新のキャッシュ情報を取得する。

3.1.2 代替 CR の選定

代替 CR の選定は CR 内の各 face に対応する Bloom Filter を用いた類似度の算出によって実施する。Interest パケットを受信した CR は、FIB に基づいて転送先を決定するが、その際に、選択した CR がリンク異常あるいは、機能停止などによって動作していないことを検知した場合、転送予定の Interest パケットの転送先を次の手順で変更する。まず、Interest パケットを受信した CR は、CR 内で

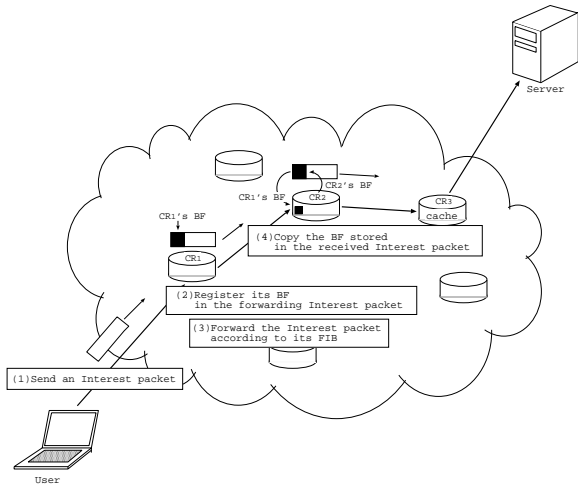


図 11 提案手法における Bloom Filter を用いたキャッシュ情報登録 (Interest パケット転送時)

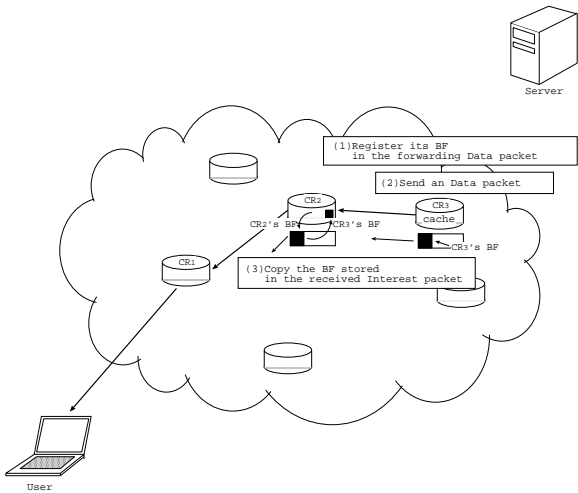


図 12 提案手法における Bloom Filter を用いたキャッシュ情報登録 (Data パケット転送時)

通信不能に陥った CR の face に対応する Bloom Filter とそれ以外の CR の face に対応する Bloom Filter の排他的論理和をとることで、通信不能 CR のキャッシュしていたコンテンツとその他の CR にキャッシュされているコンテンツの類似度をそれぞれ計算する。

ここで、任意の 2 つの CR (u, v) の Bloom Filter の類似度 $Sim(u, v)$ は、両者の filter の各桁の排他的論理和によって次のように算出する。

$$Sim(u, v) = \sum_i^n EXOR(bf_u(i), bf_v(i)) \quad (1)$$

$$EXOR(k, l) = \begin{cases} 0 : \text{if } k = l, \\ 1 : \text{otherwise} \end{cases} \quad (2)$$

上式において、 $bf_u(i)$ 、 $bf_v(i)$ は CR u 、CR v の Bloom Filter の i 桁目のビットを表す。さて、上式からもわかる

とおり、任意の 2 つの Bloom Filter 間の相違ビット数の値が $Sim(u, v)$ となるため、同値が小さいほど両者の類似度が高いと判断できる。なお、類似度を計算する対象 CR は、転送予定の Interest の受信元 CR を除く全ての CR とする。ここで、Interest の受信元 CR を除外するのは、当然のことながら、転送ループの発生を防止するためである。さて、通信不能 CR との類似度の算出が完了すると CR は、最も Bloom Filter の相違ビットが少ない face の CR を代替 CR として選定する。選定が終わると、CR は FIB に記載されている通信不能 CR を宛先としているエントリを削除し、新たに選定された CR 方向の経路を追加する。こうすることで、次回以降、CR が通信不能 CR にパケットを転送することがなくなるため、無駄なトラフィックの削減が期待できる。

4. 提案方式の有効性評価

4.1 Bloom Filter 間の相違ビット数と登録 Prefix の類似度の関係

提案方式に Bloom Filter を用いることの実効性を確認するために、フィルタに登録された Prefix の類似度と 2 つの Bloom Filter 間の相違ビット数の関係についての基礎的な評価を行った結果について述べる。評価では、各 Bloom Filter に登録されるキャッシュコンテンツ数を 100, 200, 400, 700, 1,000 と変化させた 2 つの Bloom Filter 間の相違ビット数を算出した。Bloom Filter 長は 32,768bit、Bloom Filter の登録に使用するハッシュ関数は 3 つとした。Prefix は、57,046 単語収録されている英語辞書からランダムに取得した単語をもとに、 $/prefix/$ "英単語" という形式で作成した。

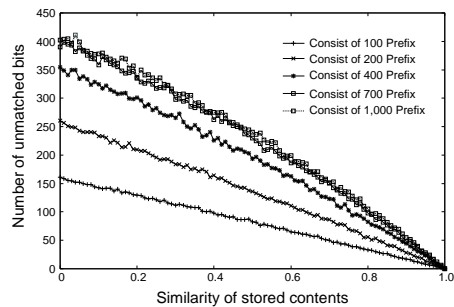


図 13 キャッシュコンテンツの類似度と 2 つの Bloom Filter 間の相違ビット数の関係

評価結果を図 13 に示す。同図の縦軸は 2 つの Bloom Filter の相違ビット数の合計を示している。なお、この結果は 2 つの Bloom Filter を bf_u 、 bf_v とした式 4.1、4.2 より算出した。同図に示す結果から、キャッシュコンテンツの数に関わらず、Bloom Filter に登録されているコンテンツの類似度が高いほど相違ビット数が少なくなることがわかる。これにより、キャッシュコンテンツの類似度は、そ

れを登録した 2 つの Bloom Filter の相違ビット数に大きな関係があることが確認できる。

4.2 提案方式の性能評価

本節では、第 4 章で取り上げた提案方式の性能評価の結果について述べる。性能評価に用いたネットワークポロジを図 14、シミュレーション諸元を表 1 にそれぞれ示す。このネットワークでは、端末 9, 11, 12 をサーバとし、端末 9 は *yahoo*、端末 11 は *google*、端末 12 は *bing* の文字列を Prefix の一部に持つコンテンツをそれぞれ 1,500 個保持するとした (表 2)。また、端末 0, 1, 2 はコンテンツを要求するユーザとした。ここで、端末 0 は *yahoo* と *google* の文字列を Prefix の一部に持つコンテンツを 1:1 の割合で、端末 1 は *yahoo*、*google*、*bing* の文字列を Prefix の一部に持つコンテンツを 2:2:1 の割合で、端末 2 は *bing* の文字列を Prefix の一部に持つコンテンツをそれぞれ Interest パケットに記載させた。なお、ネットワークにリンク切断が発生するまでの間は各パケットはサーバまでの最短経路となるルータを経由するものとする。また、シミュレーション中に端末 4 と端末 6 の間のリンクでリンク切断が発生するものとする。

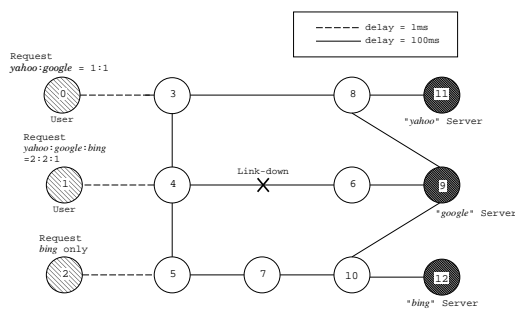


図 14 提案方式におけるネットワークポロジ

表 1 シミュレーション諸元

Parameter	Value
総ルータ数	13
サーバ数	3
ユーザ数	3
総コンテンツ数	1,500
Bloom Filter 長	32,768
キャッシュ管理方式	FIFO

本評価では、比較方式として次の 2 つを用いた。まず第 1 は、通信不能となった CR を検知した際に現在の CCN

表 2 各サーバが保持する Prefix 一覧

端末番号	Prefix
9	/yahoo/"英単語"
11	/google/"英単語"
12	/bing/"英単語"

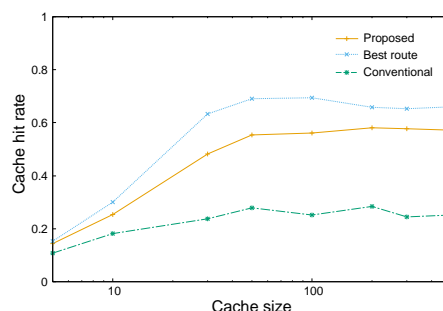


図 15 キャッシュサイズの変化と端末 1 が要求したコンテンツのキャッシュヒット率

で提案されているブロードキャストで Interest パケットを転送する手法 (従来方式, Conventional) であり、第 2 は、通信不能となった CR を検知した際は次の最適経路となる端末 3 へ常にユニキャストで Interest パケットを転送する手法 (最適選択方式, Best route) とした。

4.3 キャッシュサイズが及ぼす影響の評価

図 15, 16 にキャッシュサイズを変化させた場合の端末 1 が送信した Interest パケットに対するキャッシュヒット率、ならびに、往復ホップ数を算出した結果をそれぞれ示す。なお、シミュレーション時間は 100 秒、リンク切断発生時刻はシミュレーション開始から 10 秒とする。

これらの図より、キャッシュサイズが 10 の場合は各方式に大きな差は見られないが、キャッシュサイズが 30 以上の場合は提案方式と従来方式の間に大きな差が出ていることから、提案方式はキャッシュサイズが大きなネットワークにおいてキャッシュヒット率の向上、ホップ数の削減に効果を発揮することがわかる。これは、キャッシュ可能なサイズの数コンテンツの流通に対して不十分な場合、CS 内のキャッシュの置き換えが頻繁に発生してしまうことで、キャッシュされたコンテンツが再利用される割合は低くなるが、コンテンツの流通に対して十分なキャッシュ可能なサイズが確保できる場合には、適切な CR に Interest パケットを転送することによって、キャッシュヒット率が大きく向上するためであると考えられる。

また、従来方式によるブロードキャストでは、リンク切断後は端末 1 が送信した *yahoo*、*google*、*bing* を含む Interest パケットを受信した端末 4 の全ての face から転送される。これにより、リンク切断前に *bing* を Prefix の一部に持つコンテンツのみがキャッシュされていた端末 5, 7, 10 では、リンク切断後には *bing* に加え *yahoo*、*google* を Prefix の一部に持つコンテンツもキャッシュされてしまう。そのため、CS のキャッシュサイズが大きな場合にも頻繁にキャッシュの置き換えが発生する。結果として、端末 1, 2 からの *bing* を含む Interest パケットが端末 5, 7, 10 のキャッシュにヒットする割合が低くなり提案方式、最適選択方式と比べて性能が大きく低下したと考えられる。

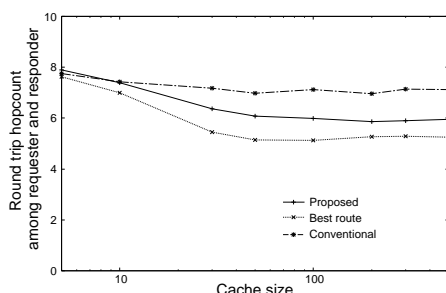


図 16 キャッシュサイズの変化と端末 1 が要求したコンテンツ取得時のホップ数

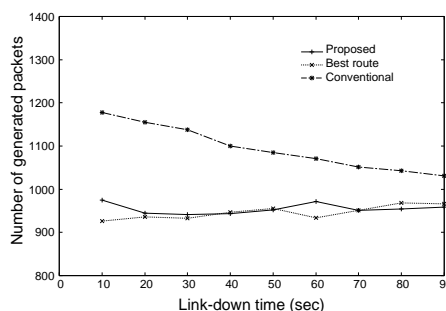


図 19 リンク切断発生時刻の変化とネットワーク全体のパケット生成数

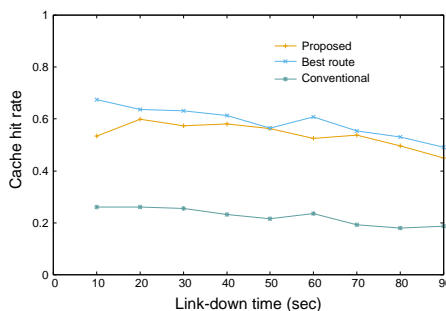


図 17 リンク切断発生時刻の変化と端末 1 が要求したコンテンツのキャッシュヒット率

4.3.1 リンク切断発生時刻が及ぼす影響の評価

図 17, 18, 19 にリンク切断発生時刻を変化させた場合の端末 1 が送信した Interest パケットに対するキャッシュヒット率, ならびに, 往復ホップ数, ネットワークを流れる全てのパケット数を算出した結果をそれぞれ示す. なお, シミュレーション時間は 100 秒, CS のキャッシュサイズは 100 とする.

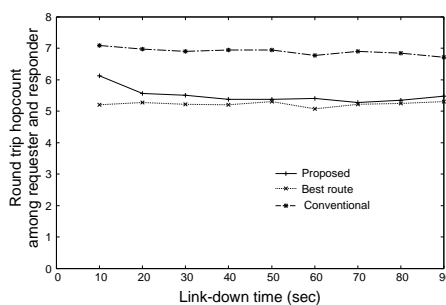


図 18 リンク切断発生時刻の変化と端末 1 が要求したコンテンツ取得時のホップ数

図 17 に示す結果から, 提案方式は従来方式よりもキャッシュヒット率が良く, 最適選択方式に近い性能が得られていることがわかる. また, 図 18 より, 提案方式はリンク切断発生時刻が 10 秒の場合を除くと, 最適選択方式とほぼ同等の結果を示していることがわかる. これは, リンク切断が早い段階で発生する場合は, 各 CR にキャッシュされているコンテンツが少なく, 各 Bloom Filter の状態にキャッシュコンテンツによる差が大きく現れないため, 適切な転

送先の選択が行えなかったためであると考えられる.

また, 従来方式によるブロードキャストでは, 前節で述べたとおり, リンク切断後は端末 1 が送信した yahoo, google, bing を含む Interest パケットを受信した端末 4 の全ての face から転送される. これにより, リンク切断前に bing を Prefix の一部に持つコンテンツのみがキャッシュされていた端末 5, 7, 10 では, リンク切断後には bing に加え yahoo, google を Prefix の一部に持つコンテンツもキャッシュされてしまう. そのため, これらの端末では頻りにキャッシュの置き換えが発生する. 結果として, 端末 1, 2 からの bing を含む Interest パケットが端末 5, 7, 10 のキャッシュにヒットする割合が低くなり提案方式, 最適選択方式と比べて性能が大きく低下したと考えられる.

また, ネットワークを流れる全てのパケット数を評価した図 19 からは, 提案方式はリンク切断後の Interest 転送時にブロードキャストを実施する従来方式と比較し, ネットワーク全体の生成パケット数を大きく削減できていることから, ネットワークのトラフィック削減に大きな効果を発揮することが確認できる.

4.3.2 リンク切断発生時刻の違いにより選定された経路のその後の評価

本節では, リンク切断が発生する時刻の違いが提案方式の経路選択にどのような影響を及ぼすかを評価する. 本節の評価では, リンク切断時刻を変化させた場合のシミュレーション結果を示す. なお, 各評価においてシミュレーション時間はリンク切断発生時刻の 2 倍に設定した. 評価によって得られた結果を図 20, 21 に示す. これらの図は, 端末 1 が送信した Interest パケットに対するキャッシュヒット率, ならびに, ホップ数をそれぞれ算出した結果を示している. なお, CS のキャッシュサイズはこれまでと同様に 100 とした.

これらの図より, 提案方式は最適選択方式とほぼ同等の性能を示していることがわかる. したがって, リンク切断が発生する時刻の違いによらず, 提案方式は適切な経路を選択していると考えられる.

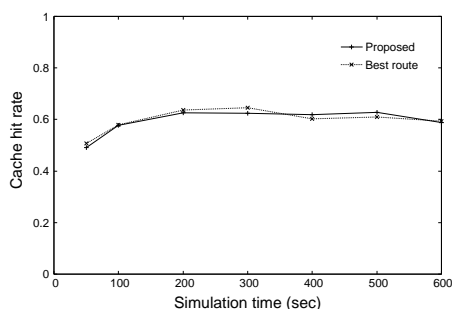


図 20 リンク切断発生時刻の変化と端末 1 が要求したコンテンツのキャッシュヒット率

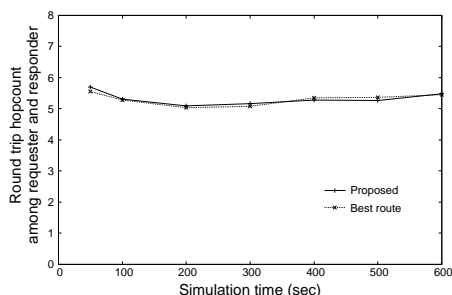


図 21 リンク切断発生時刻の変化と端末 1 が要求したコンテンツ取得時のホップ数

5. おわりに

本論文では、CCN の今後のさらなる普及に伴うネットワーク規模の拡大ならびに適用環境の多様化を見据え、将来において CCN が高い有用性を有するネットワーク基盤となることを目的とした議論を行った。具体的には、CCN の適用環境の多様化、ネットワーク規模の拡大は、末端 CR の性能や CR 間のリンクの多様化に直接的に関係する。そこで、本論文では特に、任意の CR において通信不能状態が発生した際の効果的な代替経路選定手法について検討を行った。検討に際して筆者は、索引に使用するメモリスペースを効率的に利用できる Bloom Filter を用いて通信不能 CR とその他の全ての隣接 CR 間のキャッシュするコンテンツの類似度の算出により、通信不能 CR に代わる代替 CR を選定する手法を提案した。

参考文献

- [1] NTT : エッジコンピューティング構想, NTT (オンライン), 入手先 <http://www.ntt.co.jp/news2014/1401/140123a.html> (参照 2017-1-27) .
- [2] 山本幹 : コンテンツオリエンテッドネットワーク, 電子情報通信学会論文誌, Vol. J96-B, No.6, pp. 589-604 (2013) .
- [3] V. Jacobson, D. K. Smetters, J. D. Thornton, M. F. Plass, N. H. Briggs and R. L. Braynard : Networking Named Content, Proc. of ACM CoNEXT' 09, pp. 1-12 (2009) .
- [4] PARC : PARC's implementation of content-centric networking, PARC (オンライン), 入手先 <http://blogs.parc.com/ccnx/> (参照 2017-1-20) .

- [5] NAMED DATA NETWORKING : Named Data Networking (NDN) Project - A Future Internet Architecture, NAMED DATA NETWORKING (オンライン), 入手先 <https://named-data.net> (参照 2017-1-20) .
- [6] L. Zhang, D. Estrin, J. Burke, et al. : Named Data Networking (NDN) Project, PARC Technical Report 2010-003 (2010) .
- [7] Y. Kim, J. An, Y. Lee, et al. : CCNFRR: Fast one-hop Re-Route in CCN, Proc. of IEEE International Conference on Communications (ICC 2012), DOI: 10. 1109/ICC .2012. 6364700, pp.5799-5803 (2012).