

ICN の FIB 集約のための名前付与法

児濱 司樹[†] 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: †tl171281@cis.fukuoka-u.ac.jp, ††kamiyama@fukuoka-u.ac.jp

あらまし 現在のネットワークに代わる新たなネットワーク技術として情報指向ネットワーク (ICN: information-centric networking) が注目を集めている。しかし ICN にも解決すべき課題があり、その一つとしてルータの転送テーブル (FIB: forwarding information base) のサイズの増大があげられる。そこで本稿では ICN において FIB サイズを効果的に集約できるよう、AS 名とルータ名を接頭語としてデータ名に付与し、接頭語でパケット転送を行うことを提案する。提案方式は FIB サイズを約 $1/10^7$ に削減することが可能である。しかし本方式ではコンテンツ提供者 (Publisher) の移動時にパケットが Publisher に転送できなくなる問題があることから、Publisher の移動に対する対処法として、RNRF (router-name-based redirect forwarding) と RNDF (router-name-based direct forwarding) を提案する。そして Web コンテンツを用いた数値評価により、RNRF では Publisher の移動比率の増加に伴いホップ長が線形に増加するが FIB サイズの低減効果を維持できること、一方、RNDF では Publisher の移動比率の増加に伴い FIB のサイズが線形に増加するがホップ長を維持できることを示す。

キーワード ICN, FIB 集約, 名前付与法

Naming Method for Aggregating FIBs in ICN

Kazuki KOHAMA[†] and Noriaki KAMIYAMA[†]

[†] Faculty of Engineering, Fukuoka University

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

E-mail: †tl171281@cis.fukuoka-u.ac.jp, ††kamiyama@fukuoka-u.ac.jp

Abstract The ICN (information-centric networking) is attracting attention as a new network technology to replace the current network. However, in the ICN, the size of FIB (forwarding information base) of routers seriously increases. To solve this issue, we propose to add the AS and router names to the content name as the prefix to forward packets at routers. When content providers (publishers) do not move, the proposed method can reduce the FIB size by about $1/10^7$. However, we cannot forward packets to publishers when publishers move to other locations. To solve this issue, we also propose two approaches, RNRF (router-name-based redirect forwarding) and RNDF (router-name-based direct forwarding). In the numerical evaluation using web contents, we show that in the RNRF, although the hop length increases linearly as the movement ratio of publisher increases, we can maintain the effect of reducing the FIB size. On the other hand, in the RNDF, although the size of FIB increases linearly as the movement ratio of publisher increases, we can maintain the hop length.

Key words ICN, FIB aggregation, naming method

1. はじめに

現在のインターネットでは、ユーザはドメイン名でコンテンツを要求し、名前解決 (DNS: domain name system) サーバでドメイン名を IP アドレスに変換することにより通信相手ホストの場所を特定する。その後、取得した IP アドレスを用いて目的ホストにアクセスしコンテンツを取得する。そのため通信開始時に名前解決のオーバーヘッドが発生するためデータ取得までに時間を要する。また IoT ではユーザはキーワードや条件といった曖昧な名前でもデータを要求するため、配信要求時に配信ホストの名前解決を行うことが困難である。そこで 2010 年頃

に現在のネットワークに代わる新たなネットワーク技術として情報指向ネットワーク (ICN: information-centric networking) が提唱された [8] [12]。

ICN の特徴はコンテンツ名を識別子としたルーティングとルータでのコンテンツキャッシュである。ICN では住所である IP アドレスではなくコンテンツ名を直接用いて、ネットワーク上から欲しいコンテンツを取得する。また配信経路上のルータに目的のコンテンツがキャッシュされていれば、その場所からコンテンツを取得することができる。それにより通信開始時の名前解決のオーバーヘッドが発生しないことに加え、より近い場所からコンテンツを取得することができ、遅延時間の低減と

ネットワーク全体の通信トラフィック量の削減が可能となる。つまり ICN は大容量コンテンツや IoT データが多く流通する現在のネットワークに適したネットワーク技術である。

ICN では、コンテンツを要求するユーザ (Subscriber) は目的とするコンテンツの名前を用いて配信要求 (Interest) を送出する。Interest を受け取ったルータは、コンテンツをキャッシュしている場合はそのコンテンツを Subscriber に返信するが、キャッシュしていない場合は自身の FIB (forwarding information base) を参照し、次の転送先に向け Interest を転送する。配信経路上の全てのルータにおいてコンテンツがキャッシュされていない場合、最終的にコンテンツ所有者 (Publisher) のもとに Interest が届き、Publisher からコンテンツを取得する。その後、コンテンツはルータの PIT (pending interest table) の値に従って Interest の転送経路を逆向きに転送され Subscriber に届けられる。FIB とは Subscriber から送られてくる Interest をコンテンツ所有者である Publisher に届けるためのルート情報、すなわち Prefix に対する転送先 (NH : next hop) を記載した対応表であり、ICN ルータの場合、コンテンツ名の Prefix とその NH が FIB のエントリとなる。

ICN の未解決の課題の一つとしてルータの FIB のサイズの増大があげられる。その原因は 2 つあり 1 つ目の原因は、IP ルータの Prefix である IP アドレスと ICN の Prefix であるコンテンツ名を比較したときコンテンツ名の方が非常に多い点である。FIB 集約を考慮しない場合 FIB では Prefix の数と同じ数だけエントリが作成されるので、Prefix の数が増えると FIB のサイズも大きくなる。2 つ目の原因は ICN では FIB の集約が難しい点である。IP ルータの場合 IP アドレスには地理的な局所性があり FIB の集約が比較的容易であるが、ICN ルータの場合データ名に地理的な局所性がないため FIB を集約することが難しい。例えばコンテンツとして Web を考えた場合、IP ネットワークでは約 10^{10} の IP アドレスがあり、集約後ルータの FIB には約 10^5 のエントリが必要となる。一方 ICN では約 10^{11} のコンテンツがあり、集約後ルータの FIB には約 10^9 のエントリが必要となる [1]。つまり、ICN の FIB は IP ネットワークの FIB に比べて約 1 万倍もエントリが増加する。

FIB のサイズが大きいと 2 つの大きな問題が発生する。1 つ目の問題はルータに必要なメモリ量が増加することである。インターネット上には大量のルータが設置されており、それら全てのメモリ量を増やすと膨大なコストが必要となる。2 つ目の問題は各ルータにおける検索時間が増加することである。配信経路上の各ルータにおける検索時間が増加すると、コンテンツ取得までに要する時間も増加する。そこで FIB では複数のネットワークのルート情報を 1 つに集約することで FIB のエントリ数を低減し、ルータに必要なメモリ量を削減する。具体的には、Prefix の先頭部分が完全に一致するエントリで、同一の NH を有するものを 1 つのエントリに集約することが可能である。そのため、コンテンツ名先頭部分が同一のコンテンツを同じ場所に置くことができれば FIB は集約しやすくなる。以上のことを達成するには 2 つのアプローチが考えられる。1 つ目は、コンテンツのオリジナルの位置を変更する方法である。[2] では CDN を ICN のオリジナル提供プラットフォームと位置付け、ICN の FIB エントリ集約効果が効果的に向上するようにコンテンツ配置を設計することを提案し、FIB のサイズを平均で約 45% 程度集約できることを示している。2 つ目のアプローチはコンテンツ名を変更する方法である。本稿では後者の方法に着目し FIB サイズの低減を試みる。

以下、2 節では FIB エントリの集約方式について提案し、その概算について示す。3 節では提案方式の課題とその解決策について述べ、4 節では測定対象である平均 FIB サイズと平均ホップ長についての式を導出する。5 節ではシミュレーションの結果を示し、最後に 6 節で全体をまとめる。

2. AS 名とルータ名を用いたパケット転送方式

2.1 概要

Publisher の場所に依存した名称をコンテンツ名に接頭語として付与することを提案する。具体的には従来のデータ名である「ホスト名/コンテンツ名」に Publisher が所属する AS 名と Publisher が接続するルータ名を接頭語として付け加えた「Publisher が所属する AS 名/Publisher が接続するルータ名/ホスト名/コンテンツ名」をデータ名とする。図 1 に示すように、例えば提案方式でのデータ名は AS1/R1/S1/sample1 となる。提案方式による Interest の転送にはデータ名の先頭に付与された接頭語を使用する。そのため FIB の Prefix は「AS 名/ルータ名」となり、各ルータの FIB では AS 名もしくはルータ名を用いて FIB 検索を行う。つまり FIB では AS 名とルータ名の 2 段階で集約が可能となるため、FIB の大幅な低減が期待できる。

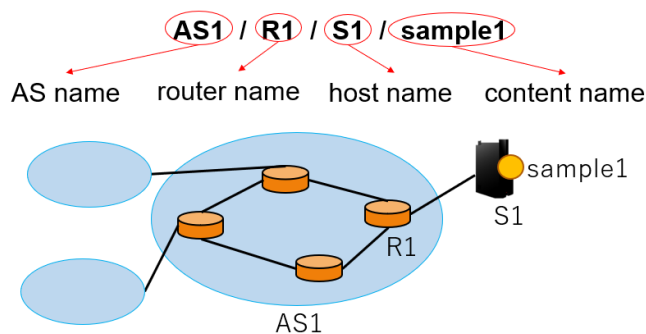


図 1 提案方式のデータ名の構成例

場所に依存したデータ名を用いることは ICN の思想に反する懸念があるが、ICN の思想は欲しいコンテンツの名前を用いてコンテンツを要求できることであり、ICN の思想には反していないと考えられる。また、配信要求に用いる Prefix は場所依存であったとしても、ルータからのキャッシュ配信は行えるため ICN の思想は維持されると考えられる。

2.2 Publisher のコンテンツ公開時の動作

本節では、提案方式を用いた場合の Publisher のコンテンツ公開時の動作について説明する。

(1) Publisher は従来通り、「ホスト名/コンテンツ名」でコンテンツを Publisher のエッジルータに広告 [9]

(2) Publisher のエッジルータは、「自身の AS 名/自身のルータ名」を接頭語として Publisher から広告された名前の先頭に付加したものをコンテンツ名として隣接ルータと Publisher に通知し、Publisher は通知された名称で自身のコンテンツをネット上に公開

(3) 通知を受け取ったルータは FIB エントリを作成

2.3 Subscriber の配信要求時の動作

本節では、提案方式を用いた場合の Subscriber の配信要求時の動作について説明する。

(1) Subscriber は欲しいコンテンツの名称（接頭語がついたもの）で Interest を送信

(2) Subscriber からの Interest が到着すると、目的 AS 以外のルータは目的 AS 名の FIB エントリに基づき Interest を転送。目的 AS 内のルータは目的ルータ名の FIB エントリに基づき Interest を転送

(3) Interest を受信した Publisher は要求されたコンテンツをルータに返信し、ルータはコンテンツを Interest の転送経路の逆向きに転送することで Subscriber にコンテンツを転送

2.4 FIB サイズの概算

提案方式での FIB の Prefix は「AS 名/ルータ名」である。つまり各ルータの FIB には AS 数と自 AS 内のルータ数を合わせたエントリが必要となる。現在の AS 番号は IANA により割り当てられた 32 ビットのものを使用しており、現在は 2^{32} のうち約 12 万の番号が割り当てられている [3]。また [4] によると 1 つのバックボーンネットワークのルータ数は数個から 200 個程度であり、その約 9 割はルータ数が 50 個以下であり、残りの約 1 割は 51 以上 200 個以下である。提案方式における FIB エントリ数の大部分は割り当て AS 数によって決まるため、FIB エントリ数は約 12 万となる。ICN では FIB には約 10^9 のエントリが必要であったが、提案方式では FIB の高い集約効果が期待できる。

3. Publisher の移動に対する対処法

提案方式ではデータ名の中に Publisher の位置情報である AS 名とルータ名が含まれる。これにより FIB の集約が容易な反面、Publisher が移動するとデータ名が変化し Publisher に Interest が届かなくなる。そこでデータ名は変えずに Interest を Publisher の移動先のルータに転送する方法を 2 つ提案する。

3.1 用語の定義

- RER (request edge router) : Subscriber の収容エッジルータ
- HER (home edge router) : Publisher の移動前のエッジルータ
- FER (foreign edge router) : Publisher の移動後のエッジルータ
- HER-RT (home edge router-redirect table) : HER に存在する移動前の Prefix と移動後の Prefix を記録するテーブル
- RER-RT (request edge router-redirect table) : RER に存在する移動前の Prefix と移動後の Prefix を記録するテーブル

3.2 RNRF

3.2.1 動作メカニズム

解決策の 1 つ目として RNRF (router-name-based redirect forwarding) とよぶ方式を提案する。RNRF では Publisher 移動時、以下の手順で HER 経由で FER に Interest を転送する。

(1) Publisher が移動すると FER は HER に移動後の Prefix として「FER の AS 名/FER 名/ホスト名」を返す。メッセージを受信すると HER は Publisher の移動前後の Prefix を HER-RT に記録する (図 2 の①)。

(2) Subscriber からの Interest が HER に到着すると HER は Publisher に Interest を転送するが、Publisher が存在しない場合は既に他のルータに移動したものとみなし HER-RT を参照し、Interest の Prefix を移動後の Prefix に書き換え、FER に Interest を転送する (図 2 の②, ③)。

(3) Interest を受信した FER は Publisher に Interest を転送する。Interest を受信した Publisher は要求されたコンテ

ンツを送信し、FER は自身の AS 名と FER 名をコンテンツ名に付与する。その後、PIT の要求 face の値に基づいてコンテンツを転送する (図 2 の④, ⑤, ⑥)。

(4) コンテンツが HER に到着すると HER の PIT には移動前の Interest 名と要求 face が記憶されているため、次のルータにコンテンツを転送することができない。そのため HER-RT を参照し、コンテンツ名の Prefix を移動前の Prefix に書き換え、PIT の要求 face の値に基づいてコンテンツを Subscriber に転送する (図 2 の⑦)。

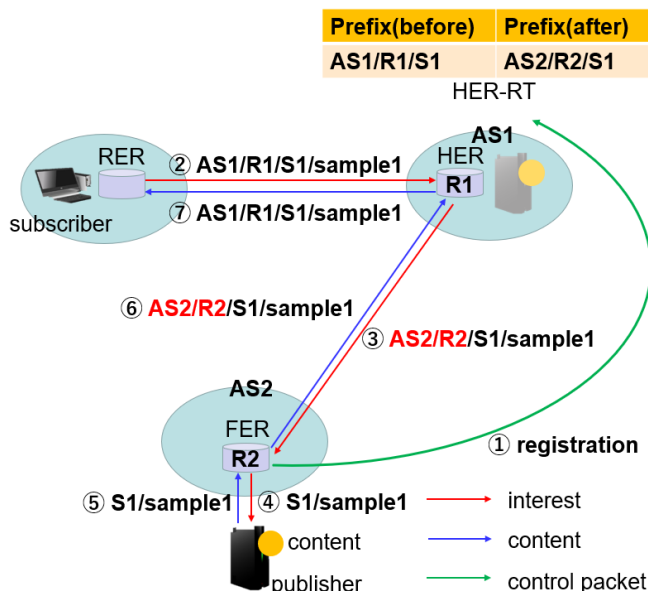


図 2 RNRF におけるコンテンツ取得までの手順

3.2.2 Publisher のさらなる移動時の RNRF の対応

Publisher のさらなる移動時の RNRF の対応について説明する。説明をするにあたって移動前の FER を FER-before, 移動後の FER を FER-after と定義する。

(1) Publisher が FER-before から FER-after に移動すると、FER-after は HER に「FER-before の AS 名/FER-before 名/ホスト名」と移動後の Prefix として「FER-after の AS 名/FER-after 名/ホスト名」を渡す。メッセージを受信すると HER は HER-RT の該当するエントリを移動後の Prefix に更新する。

(2) 以後、HER に移動したホストに関する Interest が送られてくるたびに、更新した HER-RT に基づき FER-after に向けて Interest を転送する。

3.3 RNDF

3.3.1 動作メカニズム

解決策の 2 つ目として RNDF (router-name-based direct forwarding) とよぶ方式を提案する。RNDF では Publisher の移動時、以下の手順で RER が FER に直接 Interest を送信する。

(1) Publisher が移動すると FER は HER に移動後の Prefix として「FER の AS 名/FER 名/ホスト名」を返す。メッセージを受信すると HER は Publisher の移動前後の Prefix を HER-RT に記録する (図 3 の①)。

(2) Subscriber からの Interest が HER に到着すると、HER は Publisher に Interest を転送するが、Publisher が存在しない場合は既に他のルータに移動したものとみなし HER-RT を参照し、RER に Interest と移動後の Prefix を返し、Publisher 移動前後の Prefix を RER-RT に記録する (図 3 の②, ③)。

(3) RER-RT を参照し, Interest の Prefix を移動後の Prefix に書き換え, FER に Interest を転送する. (図 3 の④).

(4) Interest を受信した FER は Publisher に Interest を転送する. Interest を受信した Publisher は要求されたコンテンツを送信し, FER は自身の AS 名と FER 名をコンテンツ名に付与する. その後, PIT の要求 face の値に基づいてコンテンツを転送する (図 3 の⑤~⑦).

(5) コンテンツが RER に到着すると RER の PIT には移動前の Interest 名と要求 face が記憶されているため, 次のルータにコンテンツを転送することができない. そのため RER-RT を参照し, コンテンツ名の prefix を移動前の prefix に書き換え, PIT の要求 face の値に基づいてコンテンツを Subscriber に転送する (図 3 の⑧).

(6) 以後, RER に移動したホストに関する Interest が送られてくるたびに RER は FER に向けて直接 Interest を転送する.

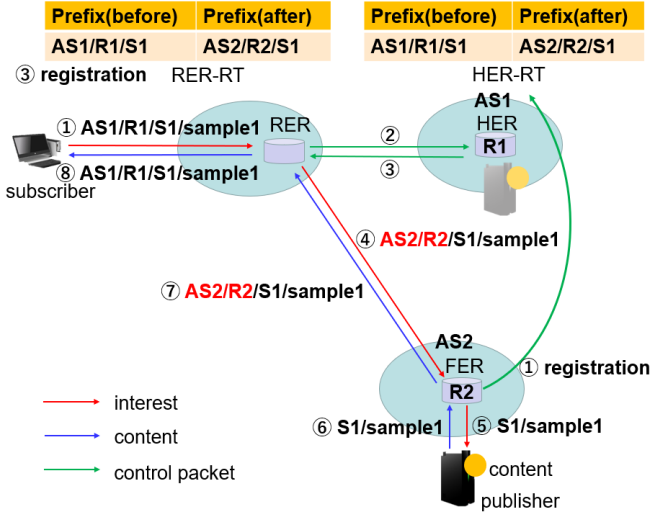


図 3 RNDP におけるコンテンツ取得までの手順

3.3.2 Publisher のさらなる移動時の RNDP の対応

Publisher のさらなる移動時の RNDP の対応について説明する. 説明をするにあたって移動前の FER を FER-before, 移動後の FER を FER-after と定義する.

(1) Publisher が FER-before から FER-after に移動すると, FER-after は HER に「FER-before の AS 名/FER-before 名/ホスト名」と移動後の Prefix として「FER-after の AS 名/FER-after 名/ホスト名」を渡す. メッセージを受信すると HER は HER-RT の該当するエントリを移動後の Prefix に更新する (図 4 の①).

(2) Subscriber からの Interest が FER-before に到着すると, FER-before は Publisher に Interest を転送するが, Publisher が存在しない場合は既に他のルータに移動したものとみなし RER に Interest と到着不可能メッセージを返す (図 4 の②~④).

(3) RER がメッセージを受け取ると RER-RT を参照し, Interest の Prefix を移動前の Prefix に書き換え, HER に Interest を転送する (図 4 の⑤).

(4) RER からの Interest が HER に到着すると, HER は更新した HER-RT を参照し, RER に Interest と移動後の Prefix を返し, RER-RT を更新する (図 4 の⑥).

(5) RER は更新した RER-RT を参照し, FER-after に向けて Interest を転送し, コンテンツを取得する. その後,

Subscriber に向けてコンテンツを転送する. (図 4 の⑦~⑩).

(6) 以後, RER に移動したホストに関する Interest が送られてくるたびに, 更新した RER-RT に基づき RER は FER-after に向けて直接 Interest を転送する.

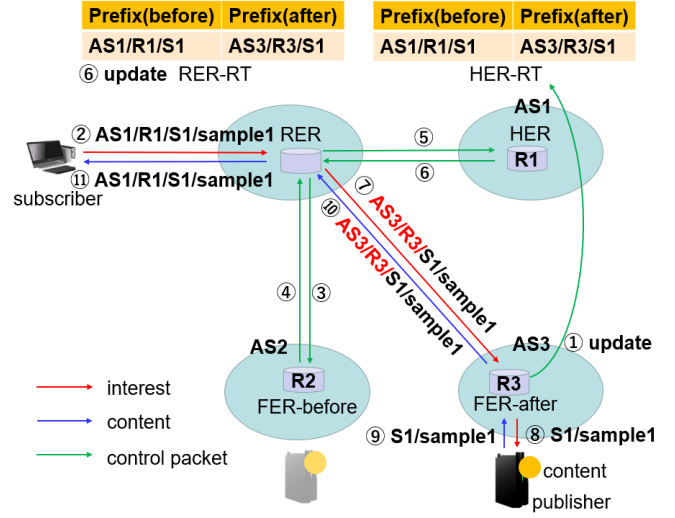


図 4 Publisher のさらなる移動時の RNDP の対応手順

4. FIB サイズと平均ホップ長の導出

本節では単一の AS を想定し, 各方式における FIB サイズと平均ホップ長を導出する.

4.1 変数の定義

- ρ : Publisher が他のノードに移動する比率
- P : 全 Publisher の数
- N : 全ノードの数
- M : 全コンテンツの数
- p_i : ノード i に収容されている Publisher の割合
- h_{ij} : ノード i からノード j への最短ホップ長
- q_m : コンテンツ m の要求される比率
- x_{ij} : ノード i がホームの Publisher のうち, ノード j に移動したものの割合. 本稿では, Publisher が多く収容されているノードには多くの Publisher が移動すると仮定する. そのため, x_{ij} は次式で得られる.

$$x_{ij} = \frac{\rho p_j}{1 - p_i} \quad (1)$$

4.2 RNRN における FIB サイズと平均ホップ長の導出

本節では RNRN における各ノードの FIB サイズと平均ホップ長を導出する. まず, 各ノードの FIB サイズを求めるにあたって HER-RT のサイズを求める. 各ノードの HER-RT のエントリは自ノードに収容されている Publisher のうち他のノードに移動した Publisher の分だけ作成される. そのため, ノード i の HER-RT のサイズ H_i は

$$H_i = P p_i \rho \quad (2)$$

となる. 次に各ノードの FIB サイズを求める. RNRN における各ノードの FIB サイズは HER-RT と Publisher が移動しない場合における FIB サイズを足し合わせたものと等しい. 提案方式における Publisher が移動しない場合の FIB サイズは, 全ノード数から自ノードの数を引いたものである. よって, RNRN におけるノード i の FIB のサイズ F_i は

$$F_i = H_i + (N - 1) \quad (3)$$

となる．次に Subscriber が 1 つのコンテンツを要求するのに要する平均ホップ長について求める．全体の平均ホップ長 Y^R は Publisher 非移動時の平均ホップ長 y_a^R と Publisher 移動時の平均ホップ長 y_b^R を足し合わせたものである．コンテンツ m が配置されるノードを O_m とすると y_a^R は

$$y_a^R = \sum_{n \in N} p_n \sum_{m \in M} q_m h_{nO_m} \quad (4)$$

となる．また、 y_b^R は

$$y_b^R = \sum_{m \in M} q_m \sum_{j \in N} x_{O_m j} h_{O_m j} \quad (5)$$

となる．よって、全体の平均ホップ長 Y^R は y_a^R と y_b^R を足し合わせた $Y^R = y_a^R + y_b^R$ となる．

4.3 RNDF における FIB サイズと平均ホップ長の導出

本項では RNDF における各ノードの FIB サイズと平均ホップ長を導出する．まず各ノードの FIB サイズについて求める．RNDF における各ノードの RER-RT のサイズは実際は移動した Publisher が所有するコンテンツを要求したときのみ RER-RT にエントリが作成されるが、本稿では Subscriber はすべてのコンテンツを要求した場合の平均の FIB のサイズを測定するため、各ノードの FIB のサイズは Publisher が移動しない場合における FIB サイズと HER-RT と RER-RT を足し合わせたものとなる．これは Publisher が移動しない場合における FIB サイズと全体での移動した Publisher の数を足し合わせたものと等しい．以上のことより、RNDF におけるノード i の FIB のサイズ F_i は

$$F_i = (N - 1) + P\rho \quad (6)$$

となる．次に Subscriber が 1 つのコンテンツを要求するのに要する平均ホップ長について求める．全体の平均ホップ長 Y^D は Publisher 非移動時の平均ホップ長 y_a^D と Publisher 移動時の平均ホップ長 y_b^D を足し合わせたものである．コンテンツ m が配置されるノードを O_m とすると y_a^D は (4) 式に Publisher が自ノードに残る比率をかけた

$$y_a^D = (1 - \rho) \sum_{n \in N} p_n \sum_{m \in M} q_m h_{nO_m} \quad (7)$$

となる．また、 y_b^D は

$$y_b^D = \sum_{n \in N} p_n \sum_{m \in M} q_m \sum_{j \in N} x_{O_m j} h_{nj} \quad (8)$$

となるので、全体の平均ホップ長 Y^D は y_a^D と y_b^D を足し合わせた $Y^D = y_a^D + y_b^D$ となる．

5. シミュレーション評価

5.1 シミュレーション条件

16 のカテゴリごとに Web ページのアクセス数のランキングを公開している Alexa の Web ページから [5], 各カテゴリに対して上位 500, 合計 8,000 の Web ページの URL を測定対象として選択した．そして各 URL に対し、福岡大学の測定用クライアント PC から HAR (HTTP Archive) ファイルとして各 Web オブジェクトの配信サーバの URL や取得に要した遅延時間などの各種通信特性値を取得する [10] [11]. 8,000 の Web ページのうち 396 の Web ページからは、一部の Web オブジェ

クト取得時にタイムアウトエラーが発生したり、Web オブジェクトの一部の URL の IP アドレスが解決できないなどの問題が発生したことから、残る 7,604 の Web ページを評価対象とした．

7,604 の Web ページから HAR ファイルとして取得した Web オブジェクトの URL を抽出した．これらの URL についてデータセンター等にキャッシュされているコンテンツではなく、オリジナルのコンテンツについてのみ考慮する．そのために CDN 配信を思われる URL を取り除くため、cdn, edge, akam, cloudfront, cloudflare のキーワードを含む URL を除外した．また、CDN を使用する場合、DNS クエリは CDN プロバイダの DNS サーバにリダイレクトされるため、DNS レコードに CNAME という文字列が含まれているものは CDN から配信されたものである可能性が高い．したがって抽出された各 URL に対し、dig コマンドを使用して DNS レコードを取得し、DNS レコードに CNAME の文字列が含まれる URL を除外した．さらに、MaxMind[6] が提供する GeoIP API を使用して、各 Web オブジェクトが送信されたホストの国名、都市名、および座標を取得し、配信元がアメリカ合衆国のものに限定した．以下の評価では、アメリカ合衆国に存在するオリジナルの Web オブジェクト 12,010 個の URL、座標、要求比率を研究対象とする．

数値評価では、研究や教育を目的としたアメリカ合衆国のバックボーンネットワークである Internet2 のトポロジを使用した [7]. Layer3 service を提供するノードを使用し、図 5 に選択した 12 のノードから構成される Internet2 のトポロジを示す． O_m を Internet2 のトポロジの 12 個のノードの中で、Web オブジェクト m のオリジナルが配置されたノードと定義する．web オブジェクト m を配信するホストの座標からのユークリッド距離が 12 のノードの中で最小であったノードを O_m に設定した．表 1 に 12,010 個の Web オブジェクトのうち、12 個の各ノードに割り当てられた Web オブジェクトの数をまとめる．

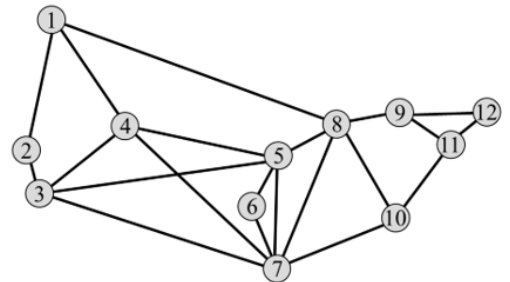


図 5 Internet2 のネットワークトポロジ

表 1 各ノードに割り当てられたオブジェクト数

O_m	City	Objects	O_m	City	Objects
1	Seattle	1,266	7	Houston	265
2	Sunnyvale	2,204	8	Chicago	440
3	Los Angeles	628	9	Cleveland	238
4	Salt Lake City	601	10	Atlanta	324
5	Kansas City	3,075	11	Washington DC	1,637
6	Dallas	376	12	New York	1,135

本シミュレーションでは、1 つの AS 内における各ノードの平均 FIB サイズと平均ホップ長について測定し、既存の手法との比較を含めた評価を行う．Internet2 の 12 個の各ノードを Publisher を収容するエッジルータとみなす．以下に評価対

象である FIB サイズとホップ長についての定義を示す。また、RNDF の測定では、実際は移動した Publisher が所有するコンテンツを要求したときのみ RER-RT にエントリが作成されるが、Subscriber がすべてのコンテンツを要求した場合の平均 FIB サイズを評価する。

- FIB サイズ: Publisher が移動しない場合における FIB サイズと Publisher が移動したときに発生する HER-RT と RER-RT のサイズを加えたもの

- ホップ長: Subscriber が Interest を送信してからコンテンツを取得するまでに経由するノード数であり (図 2, 3 の赤線と青線), Publisher 移動時に発生する制御パケットは考慮しない (図 2, 3 の緑線)。また、各ルータは他のルータへの最適経路をダイクストラ法によって決定する。

5.2 FIB サイズについての結果と考察

図 6(a) に 1 つの AS 内における各ノードの平均 FIB サイズの結果を示す。グラフの横軸は Publisher の移動比率、縦軸は各ノードの平均 FIB サイズを示している。移動比率が 0% の場合、既存の方式では 11,009.17 の FIB のエントリが必要であったが、両提案方式ではルータ名で FIB を集約できるため、FIB にはルータの数-1、つまり本シミュレーションの場合 11 のエントリが作成される。既存の方式と比較すると FIB のサイズを約 99.9% も集約することが可能である。本シミュレーションでは Internet2 の 12 個のノードを用いてシミュレーションを行ったが、2.4 節で説明したように 1 つのバックボーンネットワークには数個から 200 個程度のルータが設置されており、たとえ 100 個のノードでシミュレーションを行ったとしても、FIB には約 100 のエントリしか作成されない。既存の方式では FIB には約 10^9 のエントリが必要であったが [4], 提案方式の場合、約 10^2 のエントリのみでよいから FIB サイズを約 $1/10^7$ に削減することが可能である。

Publisher が移動した場合、Publisher の移動比率が小さい時は、提案両方式は既存の方式に比べ高い FIB 集約効果が見込まれ、さらに RNRF では Publisher の移動比率の広い範囲で高い集約効果が維持される。具体的には、RNRF では Publisher の移動比率が 100% であっても FIB には平均で 1,011.83 のエントリしか必要なく既存の方式と比べると FIB のサイズを約 90.8% 集約することが可能である。しかし RNDF は Publisher の移動比率が約 90% を超えると既存の方式よりも FIB サイズが大きくなる。具体的には、RNDF では Publisher の移動比率が 100% の時、FIB には平均で 12,021 のエントリが必要であり、既存の方式と比べると FIB のサイズが約 9% 増加する。これは Publisher 移動時に RER-RT と HER-RT の両方にエントリが追加されるためである。

5.3 ホップ長についての結果と考察

図 6(b) に各方式における平均ホップ長についての結果を示す。グラフの横軸は Publisher の移動比率、縦軸は平均ホップ長を示している。移動比率が 0% の場合は RNRF, RNDF ともに既存の方式のホップ長と変わらず 3.90 である。Publisher が移動した場合、RNRF は HER 経由で FER からコンテンツを取得するため、既存の方式よりホップ長が増加する。具体的には移動比率が 100% の時のホップ長は 8.52 となり、既存のホップ長と比べて約 118% 増加する。RNDF は FER から直接コンテンツを取得するため既存の方式と同様の結果になる。

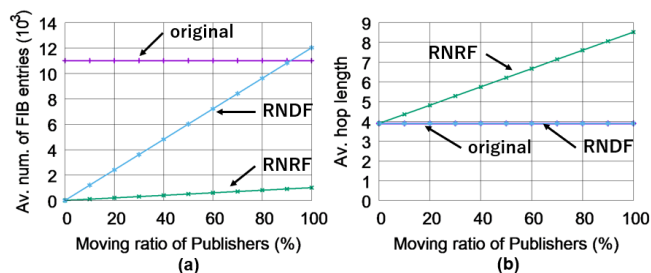


図 6 各方式における平均 FIB サイズと平均ホップ長

6. ま と め

本稿では ICN における FIB のサイズを集約するために、Publisher の場所に依存した名称をコンテンツ名に付与したデータ名を提案した。しかし、提案方式の場合 Publisher が移動すると Interest が届かなくなるという問題が発生する。その解決策として、データ名は変えずに Interest を Publisher の移動先のルータに転送する方法を 2 つ提案した。1 つ目の解決策である RNRF では Publisher 移動時、HER 経由で FER に Interest を転送する。2 つ目の解決策である RNDF では Publisher の移動時、RER が FER に直接 Interest を転送する。RNRF, RNDF ともに一長一短な部分があり、どちらが優れているかは一概には言えないが、ルータのメモリ量の削減を重視する場合は RNRF を、配信フローのホップ長の低減を重視する場合は RNDF を用いるのが望ましい。今後は AS 外も含めた各ルータの FIB サイズとホップ長について測定する。また、ホップ長については Publisher 移動時に発生する制御パケットの移動を含めた評価を行う。

謝辞 本研究成果は KDDI 財団研究助成寄付金 190051 の助成を受けたものである。ここに記して謝意を表す。

文 献

- [1] A. Detti, M. Pomposini, N. Blefari-Melazzi, and S. Sansano, Supporting the Web with an information centric network that routes by name, Elsevier Computer Networks, Vol. 56, No. 17, pp. 3705-3722, Nov. 2012
- [2] 佐々木優, 上山憲昭, "ICN の FIB 集約のためのコンテンツ配置制御", NS 研究会, NS2019-133, 2019 年 11 月
- [3] AS, <https://www.iana.org/assignments/as-numbers/as-numbers.xhtml#AFRINIC>
- [4] Simon Knight, Hung X. Nguyen, Nickolas Falkner, Rhys Bowden, and Matthew Roughan, The Internet Topology Zoo, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 29, No. 9, October 2011
- [5] Alexa webpage, <https://www.alexa.com/siteinfo>
- [6] MaxMind, GeoIP Downloadable Databases, <https://dev.maxmind.com/geoip/legacy/downloadable>
- [7] Internet 2, <https://www.internet2.edu>
- [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. Hoque, et al., NLSR: Named-data Link State Routing Protocol, ACM ICN 2013.
- [10] M. Butkiewicz, H. V. Madhyastha, and V. Sekar, Understanding Website Complexity: Measurements, Metrics, and Implications, ACM IMC 2011.
- [11] Software is hard, <http://www.softwareishard.com/blog/har-viewer/>
- [12] L. Zhang, et al., Named Data Networking (NDN) Project, Technical Report NDN-0001, Oct. 2010.