

経路制御を利用した ICN ルータにおける FIB 集約

中村 遼[†] 上山 憲昭^{††}

[†] 福岡大学 工学部

〒 814-0180 福岡県福岡市城南区七隈 8-19-1

^{††} 立命館大学 情報理工学部

〒 525-8577 滋賀県草津市野路東 1-1-1

E-mail: †r-nakamura@fukuoka-u.ac.jp, ††kamiaki@fc.ritsumei.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では、ルータは、転送情報ベース (FIB: Forwarding Information Base) を保有しており、要求パケットに埋め込まれているコンテンツ識別子に対応する FIB エントリを参照することで、要求パケットを適切に中継することができる。ただし、ネットワーク中に存在するコンテンツ数は膨大であり、全てのコンテンツに対するエントリを FIB に格納した場合、膨大なメモリサイズが必要となる。このため、FIB の大きさを低減することが重要な課題となっている。本稿では、経路長の増大量を調整できる制約付き最短経路木ルーティングを利用して、FIB 集約効果と情報指向ネットワークの通信性能の関係を実験により多面的に調査する。具体的には、まず、制約付き最短経路木ルーティングと従来の FIB 集約アルゴリズムを適用することにより、FIB の大きさがどの程度削減されるかを調査する。さらに、シミュレーションにより、要求パケットの配送に要したホップ数とルータの負荷を計測することで、FIB 集約効果と情報指向ネットワークの通信性能のトレードオフを分析する。その結果、制約付き最短経路木ルーティングを利用することにより、要求パケットの配送に要するホップ数の増大を抑えながら FIB の大幅な集約が可能であることなどを示す。

キーワード 情報指向ネットワーク, 転送情報ベース, FIB 集約, 経路制御, 性能評価

On the Aggregation of FIBs at ICN Routers using Routing Strategy

Ryo NAKAMURA[†] and Noriaki KAMIYAMA^{††}

[†] Faculty of Engineering, Fukuoka University

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

^{††} College of Information Science and Engineering, Ritsumeikan University

1-1-1 Noji-higashi, Kusatsu, Shiga 525-8577, Japan

E-mail: †r-nakamura@fukuoka-u.ac.jp, ††kamiaki@fc.ritsumei.ac.jp

Abstract In recent years, ICN (Information-Centric Networking) has been under the spotlight as a network that mainly focuses on transmitted and received data rather than on hosts that transmit and receive data. In ICNs, a router maintains FIB (Forwarding Information Base), thereby appropriately forwarding a request packet by referring a FIB entry which corresponds to a content identifier embedded in the request packet. However, there are a vast number of contents in a network, which requires sufficiently-large memory if FIB stores entries for all contents. For realizing global-scale ICNs, it is crucial to develop an effective technique to reduce the size of FIB. In this paper, we extensively investigate the relationship between the FIB aggregation and the communication performance of ICN using *constrained shortest-path-tree routing*, which adjusts the increase in path length. Specifically, we investigate how the number of FIB entries can be reduced by combining the constrained shortest-path-tree routing and a conventional FIB aggregation algorithm. We also measure the number of hops required to deliver request packets and the workload at routers through several simulations. Based on these experiment results, we analyze a trade-off between the effect of FIB aggregation and the communication performance of ICN. Consequently, we reveal that our constrained shortest-path-tree routing can achieve the effective FIB aggregation while suppressing the increase in the number of hops required to deliver request packets.

Key words Information-Centric Networking (ICN), Forwarding Information Base (FIB), FIB Aggregation, Routing Strategy, Performance Evaluation

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代表的なネットワーク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 などの情報指向ネットワークでは、ネットワーク中のルータは転送したデータを自身のバッファメモリに一時的に保持できるため、利用者はプロバイダ(コンテンツサーバ)だけでなくルータからもデータを取得することができる. このため、情報指向ネットワークでは、コンテンツ配送遅延の短縮やコンテンツ可用性の向上などが期待されている.

情報指向ネットワークでは、要求パケットおよび応答パケットに埋め込まれるコンテンツ識別子に基づいて、ネットワーク内に存在するコンテンツが発見され、利用者に配送される. 利用者は、コンテンツを取得するためには、コンテンツ識別子を要求パケットに埋め込み、要求パケットをネットワーク中に送出する. 要求パケットを受信したルータは、対応するコンテンツの複製を保有していれば、即座に当該コンテンツを応答パケットとして返送する. そうでなければ、ルータは、ルーティングプロトコルによって事前に設定された経路制御表に従って、要求パケットを次ノード(ルータもしくはオリジナルコンテンツを保有するプロバイダ)に転送する.

CCN や NDN では、ルータは、転送情報ベース (FIB: Forwarding Information Base) を利用することにより、要求パケットを適切に中継することができる. FIB の各エントリは、コンテンツ識別子のプレフィックスと、フェースと呼ばれる出力ポートから構成される. このため、ルータは、要求パケットを受信した時に、(対応するコンテンツの複製を保有していなければ、) 要求パケットに記述されているコンテンツ識別子のプレフィックスを基にした最長プレフィックス一致に従って FIB を探索する. その結果、一致する FIB エントリが存在する場合には、FIB エントリに記述されているフェースに要求パケットを送出する.

ただし、ネットワーク中に存在するコンテンツ数は膨大であり、全てのコンテンツに対するエントリを FIB に格納した場合、膨大なメモリサイズが必要となるため、FIB の大きさを低減することが重要な課題となっている. 例えば、Web ページをコンテンツとみなした場合には、 10^9 から 10^{11} 個のプレフィックスが存在するため、これら全てのプレフィックスを FIB に格納することは困難である [4, 5]. インターネット規模の情報指向ネットワークを実現するためには、(少なくとも) コンテンツの規模に対して FIB がスケール可能である必要がある. このため、FIB の大きさを低減する効果的な手法を確立することが求められる.

様々な手法による FIB の大きさを低減が検討されているが、本稿では、要求パケットが転送される経路を制御することによる FIB の低減に着目する. これまでに、特定のルータを経由するように要求パケットを迂回させることで、FIB の低減が可能となることが明らかにされている [6]. ただし、FIB の低減と同

時に、情報指向ネットワークの通信性能の劣化(例: コンテンツ配送遅延の増加)も予想されるため、これらの影響を考慮した上で適切に経路を決定する必要がある.

本稿では、経路長の増大量を調整できる制約付き最短経路木ルーティングを利用して、FIB 集約効果と情報指向ネットワークの通信性能の関係を実験により多面的に調査する. 具体的には、まず、制約付き最短経路木ルーティングと FIB 集約アルゴリズム [5] を適用することにより、FIB の大きさがどの程度削減されるかを調査する. さらに、シミュレーションにより、要求パケットの配送に要したホップ数とルータの負荷を計測することで、FIB 集約効果と情報指向ネットワークの通信性能のトレードオフを分析する. これにより、情報指向ネットワークの通信性能の性能の劣化を回避しながら、FIB 集約効果を高められる経路制御方式の設計を目指す.

本稿の貢献を以下に要約する.

- 経路長の増大を抑えながら、ルータにおける FIB 集約効果の向上を可能とする制約付き最短経路木ルーティングを提案する.
- 構造や密度の異なる様々なネットワークを対象とし、FIB 集約と情報指向ネットワークの通信性能の観点で、制約付き最短経路木ルーティングの有効性を実験により多面的に調査する.
- 制約付き最短経路木ルーティングにより、要求パケットの配送に要するホップ数をほとんど増加させることなく、FIB エントリ数を大幅に削減できることを示す.

本稿の構成は以下の通りである. まず 2 節では、ルータにおける FIB の大きさの低減に関する従来研究を紹介する. 3 節では、本稿で対象とする制約付き最短経路木ルーティングの動作とその有効性を調査する手法を説明する. 4 節では、実験による結果を示すとともに、制約付き最短経路木ルーティングにおける制御パラメータが FIB 集約効果や情報指向ネットワークの通信性能に与える影響を議論する. 最後に 5 節では、本稿のまとめと今後の課題を述べる.

2 関連研究

これまで、ルータにおける FIB の大きさを低減する様々な手法が検討されている. これらの手法は、(1) 経路キャッシュによる FIB の低減、(2) 経路制御による FIB の集約、(3) コンテンツ配置制御による FIB の集約と分類することができる.

まず、FIB の大きさを低減する方式の一つとして経路キャッシュが精力的に研究されている [7, 8]. 経路キャッシュでは、FIB の増大を防ぐために、全てのプレフィックスではなく少数のプレフィックスのみに対する FIB エントリを生成する. このため、ルータは要求パケットを中継するときに、該当するエントリが FIB に存在する場合(キャッシュヒットの場合)には、FIB エントリに従って要求パケットを転送することができる. 一方、該当するエントリが FIB に存在しない場合(キャッシュミスの場合)には、ルータが、ネットワーク全体のプレフィックスを管理するノードに問い合わせることで、要求パケットの転送先となる次ノードを決定する [7]. 文献 [8] では、高速なメモリと低速なメモリに対する 2 種類の FIB を用意し、要求頻度

の高いプレフィックスに対する FIB エントリの置き換えを抑える方式を提案している。これにより、単純に一つの FIB を利用した場合と比較して、FIB エントリのヒット率が大幅に高められることが実験により示されている。上述した経路キャッシュを用いることにより FIB の大きさは大幅に低減されるが、情報指向ネットワークの通信性能は FIB のキャッシュヒット率に大きく依存する。

ルータにおける FIB エントリは要求パケットの転送経路に基づいて生成されるため、要求パケットの転送経路を制御することで、FIB の大きさを低減することも可能である [6]。文献 [6] では、少数の NAC (Name Collector) と呼ばれるノードをネットワーク中に配置し、NAC を通過するようにルータ間の経路を決定することで、ルータにおける FIB を効果的に集約している。また、経路制御だけでなく経路キャッシュにより、要求頻度の高いコンテンツに対する FIB エントリのみをルータが管理することで、FIB の大きさの低減を実現している。本稿で対象とする制約付き最短経路木ルーティングは、文献 [6] で提案されている NAC を利用した経路制御方式に着想を得たものである。ただし、文献 [6] とは異なり、本稿では、経路制御において制御パラメータを導入することにより、情報指向ネットワークの通信性能を劣化させることなく FIB 集約の効果を高めることを目指す。

近年では、オリジナルコンテンツの配置を制御することで、FIB 集約効果を高める方式も検討されている [5]。文献 [5] では、情報指向ネットワークをコンテンツ配信ネットワーク (CDN: Content Delivery Network) におけるオリジナルコンテンツの配信基盤とみなし、プレフィックスが部分的に一致するコンテンツを特定のノードに集中的に配置することで、FIB の集約効果を高める方式を提案している。実験により、FIB 集約アルゴリズムとコンテンツ配置制御を併用することで、ルータにおける FIB の大きさが 45% 程度削減できることが示されている。ただし、情報指向ネットワークでは、全てのネットワーク利用者がコンテンツを配信できるため、オリジナルコンテンツの配置位置を制御することは容易ではない。

3 手 法

本節では、まず、経路長の増大を抑えながら、特定のルータに要求パケットを集中的に通過させる経路制御方式である制約付き最短経路木ルーティングを説明する。さらに、制約付き最短経路木ルーティングを用いた時の、FIB 集約効果と情報指向ネットワークの通信性能の関係を実験により調査する手法を説明する。

3.1 制約付き最短経路木ルーティング

本稿では、複数のルータから構成される無向グラフ $G = (V, E)$ を対象とする。ネットワーク中の各ルータには、オリジナルコンテンツが収容されているものとする。

本稿で対象とする制約付き最短経路木ルーティングは、経路長の増大量を調整するパラメータに応じて、ネットワークにおける最短経路もしくはネットワークの最短経路木における経路のいずれかを採用するというものである。最短経路ルーティン

グを利用することにより、要求パケット/応答パケットの配送に要するホップ数を小さくすることができる。ただし、ネットワーク中を転送される要求パケットの経路が多様になるため、最短経路ルーティングは FIB 集約の観点では効率的ではない。一方、最短経路木上の経路を利用することで要求パケットの配送に使用される経路が限定的になるため、FIB の集約効果を高めることができる。そこで、本稿では、最短経路と最短経路木上の経路を併用した、制約付き最短経路木ルーティングを考える。

制約付き最短経路木ルーティングでは、経路長の増大量を調整する制約パラメータ k を利用して、以下の手順により、ルータ (s, t) 間の経路 $P^k = (s, \dots, t)$ を求める; (1) ネットワーク G におけるルータ (s, t) 間の最短経路 P を求める; (2) ノード $r \in V$ を根ノードとする最短経路木 T_r におけるルータ (s, t) 間の経路 Q を求める; (3) ルータ (s, t) 間の経路 P^k を、 $l_Q - l_P < k$ であれば最短経路木上の経路 Q とし、そうでなければ最短経路 P とする。ここで、 l_P および l_Q は経路 P および Q の経路長である。 $k = 0$ の場合には、ネットワーク G 上のノード間の最短経路が採用されるため、制約付き最短経路木ルーティングは最短経路ルーティングに相当する。

3.2 FIB エントリの集約に与える影響

本実験では、制約付き最短経路木ルーティングによって、ルータにおける FIB エントリ数がどの程度削減できるかを実験により調査する。現実の ISP バックボーンネットワークポロジやネットワーク生成モデルにより生成したネットワークを対象とし、経路長の増大量を調整するパラメータ k が FIB エントリの集約効果に与える影響を調査する。

ネットワークポロジとして、米国の商用 ISP である 4 種類のバックボーンネットワークポロジと、2 種類のネットワーク生成モデルによりランダムに生成したネットワークを用いた。具体的には、CAIDA (Center for Applied Internet Data Analysis) プロジェクト [9] によって公開されている At Home Network · CAIS Internet · Allegiance Telecom · AT&T を用いた。さらに、ER (Erdős-Rényi) モデル [10] と、BA (Barabási Albert) モデル [11] の拡張であるランダム化 BA モデルを利用して、ノード数 100 および平均次数 d のネットワークをそれぞれ生成した。ER モデルは、次数分布がポアソン分布であるネットワークポロジを生成する。一方、ランダム化 BA モデルは、次数分布がべき則に従うネットワークポロジを生成する。このため、ランダム化 BA モデルで生成したネットワークには少数の高次数ノードが存在する。本実験に用いたネットワークの特徴量を表 1 に示す。表 1 の“ER”と“ランダム化 BA”では、ランダムに生成した 100 種類のネットワークに対する各特徴量の平均を載せている。表 1 で示すように、At Home Network と CAIS Internet は、“ER”と類似した構造である。一方、Allegiance Telecom と AT&T は“ランダム化 BA”と類似した構造である。

Web ページのアクセス数のランキングを公開している Web ページ Alexa から取得した 12,010 個の Web オブジェクトを利用し、Web オブジェクトをオリジナルコンテンツとして各ルータにランダムに収容した。Web オブジェクトの測定方法の詳細

表 1: 実験に用いたネットワークの特徴量

	At Home Network	CAIS Internet	Allegiance Telecom	AT&T	ER		ランダム化 BA	
					$d = 4$	$d = 6$	$d = 4$	$d = 6$
ノード数	46	37	53	93	100	100	100	100
リンク数	55	44	88	155	200	300	200	300
平均次数	2.39	2.38	3.32	3.33	4	6	4	6
次数の標準偏差	0.74	0.75	2.67	4.58	1.96	2.36	4.82	6.96
平均経路長	6.04	4.08	2.19	2.27	2.56	2.60	2.20	2.19
クラスタ係数	0.05	0.04	0.35	0.23	0.04	0.05	0.15	0.20

は文献 [5] を参照されたい。

制約付き最短経路木ルーティングによって、ルータ間の経路を決定し、各ルータにおける FIB エントリを構築した。本実験では、制約付き最短経路木ルーティングで用いる最短経路木における根ノード r は、与えられたネットワークにおいて媒介中心性が最大であるノードとした。

さらに、FIB のエントリ数を削減するために、文献 [5] において提案されている FIB エントリの集約アルゴリズムを利用することにより、各ルータにおける FIB エントリを集約した。FIB 集約アルゴリズムの主要なアイデアは、(1) プレフィックスをコンポーネントの単位に分割し、コンポーネントとフェースが一致する複数の FIB エントリを単一の FIB エントリに集約する、(2) コンポーネントの範囲を変化させながら (1) の操作を繰り返す、というものである。本実験では、文献 [5] における順方向に集約するアルゴリズムを用いた。本アルゴリズムの詳細は文献 [5] を参照されたい。

同一条件での実験を 100 回繰り返し、各ルータにおける集約された FIB エントリ数の総和の平均と 95% 信頼区間をそれぞれ求めた。

3.3 情報指向ネットワークの通信性能に与える影響

さらに、シミュレーションにより、制約付き最短経路木ルーティングが情報指向ネットワークの通信性能にどのような影響を与えるかを調査する。具体的には、複数のクライアントがコンテンツ要求を繰り返し発行した時の、要求パケットの配送に要したホップ数とルータにおける負荷を計測した。特に断りのない限り、3.2 節と同一の実験条件を用いた。このため、実験に用いたネットワークポロジやコンテンツ配置方法は 3.2 節と同一である。本実験には、我々の研究グループが開発した情報指向ネットワークシミュレータ ICNSIM (ICN SIMulator) を利用した。

クライアントは各ルータに直接接続されているものとし、与えられたコンテンツ要求レートに従って、クライアントはネットワーク中に存在する全てのコンテンツに対する要求パケットを繰り返し送出する。各クライアントの総要求レートを 0.1 [request/ms] とした。また、12,010 個の Web オブジェクトをオリジナルコンテンツとみなし、各コンテンツに対する要求頻度 (人気度) をランダムに与えた。具体的には、コンテンツに対する要求レートはパラメータ $\alpha = 0.8$ の Zipf 分布で与えた。

情報指向ネットワーク (特に、CCN [2] や NDN [3]) では、ルータはキャッシュを有しており、キャッシュサイズが通信性能に

大きな影響を与えることが予想されるため、ルータにおけるキャッシュサイズを 0-500 [content] と変化させた。ルータにおけるキャッシュ置き換えアルゴリズムおよびキャッシュ置き換え戦略は、LRU (Least-Recently Used) および LCE (Leave Copy Everywhere) [2] をそれぞれ用いた。LCE は、ルータはコンテンツを受信した時に一律にコンテンツをキャッシュするという情報指向ネットワークにおける典型的なキャッシュ置き換え戦略である。

制約付き最短経路木ルーティングによるトレードオフを分析するため、要求パケットの配送に要した平均ホップ数と、ルータにおける要求パケットの到着レートを計測した。これらの性能指標の定義は以下の通りである。

- 要求パケットの配送に要した平均ホップ数
クライアントがあるコンテンツに対する要求パケットを発行した時に、対応するコンテンツを保有するルータ (コンテンツをキャッシュしているルータ、もしくは、オリジナルコンテンツを収容しているルータ) に到達するまでに要求パケットが転送された回数を要求パケットの配送に要したホップ数として定義した。各コンテンツに対するホップ数とクライアントによるコンテンツ要求レートの荷重平均から、要求パケットの配送に要した平均ホップ数を計算した。
- ルータにおける要求パケットの到着レート
各ルータが受信した要求パケット (直接接続されているクライアントから受信した要求パケットと隣接ルータが転送した要求パケット) の総数をシミュレーション時間で割ることにより、ルータにおける要求パケットの到着レートを求めた。

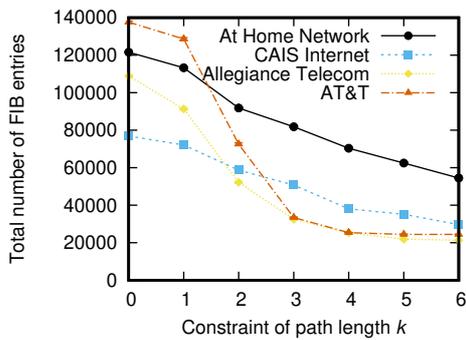
与えられた条件において、長時間シミュレーションを 10 回繰り返した時の、各性能指標の平均と 95% 信頼区間をそれぞれ求めた。シミュレータにおけるスロット長は 1 [ms/slot] とした。

4 結 果

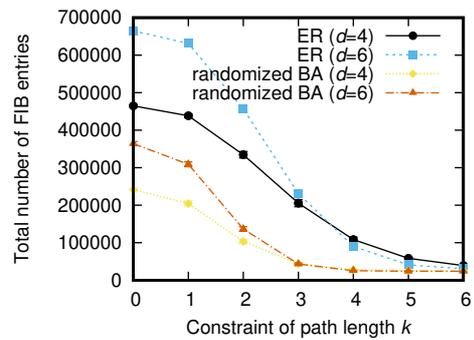
本節では、実験の結果を示すとともに、制約付き最短経路木ルーティングを用いた時の、FIB 集約効果と情報指向ネットワークの通信性能の関係を議論する。

4.1 FIB エントリの集約に与える影響

まず、図 1 に、制約付き最短経路木ルーティングを用いた時の FIB 総エントリ数を示す。図 1(a) と図 1(b) には、4 種類の ISP バックボーンネットワークを対象とした時の結果と、ER



(a) ISP バックボーンネットワーク



(b) ネットワーク生成モデルにより生成したネットワーク

図 1: 制約付き最短経路木ルーティングを用いた時の FIB 総エントリ数

モデルおよびランダム化 BA モデルによりランダムに生成したネットワークを対象とした時の結果をそれぞれ示している。

図 1(a) より、ネットワークトポロジに依らず、制約付き最短経路木ルーティングを用いることによって FIB の総エントリ数が大幅に削減されていることがわかる。本実験で用いた制約付き最短経路木ルーティングでは、 k が増加するにつれ、要求パケットがネットワーク上の最短経路木における頂点ノードを通過する経路が採用されやすくなる。このため、ルータが複数のフェースを有していたとしても、要求パケットの中継に使用されるフェースは限定される。その結果、FIB 集約アルゴリズムによる集約効果が高まり、FIB エントリ数の大幅な削減が可能となっている。特に、Allegiance Telecom や AT&T では、最短経路ルーティングの場合 ($k = 0$) と比較して、高々 $k = 2$ や $k = 3$ で大幅に FIB 総エントリ数を削減できることがわかる。一方、At Home Network や CAIS Internet の場合には、FIB エントリ数を削減するためには、経路長の増大量を大きく許容する (つまり、 k を大きくする) 必要があることわかる。

ネットワーク生成モデルによりランダムに生成したネットワークに対する結果 (図 1(b)) を用いて、ネットワークトポロジの構造や密度の違いによる影響を議論する。この結果より、ネットワークの密度に依らず、ER モデルとランダム化 BA モデルにより生成したネットワークは異なる傾向を示していることがわかる。ランダム化 BA モデルによる結果は図 1(a) における Allegiance Telecom や AT&T の結果と同様の傾向 (制約付き最短経路木ルーティングにおける制約パラメータ k を高々 2 や 3 に設定することで、FIB 総エントリ数を大幅に削減できること) を示している。また、ER モデルによる結果は At Home Network や CAIS Internet による結果と同様の傾向を示している。つまり、制約付き最短経路木ルーティングによる FIB エントリの集約効果は、ネットワークトポロジの構造に大きく依存している。さらに、ER モデルおよびランダム化 BA モデルのどちらの場合においても、ネットワークの密度が高い場合には、制約パラメータ k を増加させることで FIB エントリの集約効果が高まっていることもわかる。

4.2 情報指向ネットワークの通信性能に与える影響

制約付き最短経路木ルーティングによって、FIB エントリ数には正の影響を与える一方で、情報指向ネットワークの通信性

能には負の影響を与える可能性がある。特に、制約付き最短経路木ルーティングにおける制約パラメータ k が増大することにより、ルータ間の経路長の増大によることが予想される。また、要求パケットが特定のルータ (特に、最短経路木における頂点ノード) を通過するようになるため、ルータにおける負荷が増加することも予想される。以下では、制約パラメータ k の増加に対して、要求パケットの配送に要した平均ホップ数やルータにおける要求パケットの到着レートがどの程度変化するかを分析する。

図 2 に、4 種類のネットワークを対象とした時の、制約付き最短経路木ルーティングにおける制約パラメータ k と要求パケットの配送に要した平均ホップ数の関係を示している。図中には、ルータにおけるキャッシュサイズを 0-500 [content] と変化させた時の結果を示している。

この結果より、ER モデルにより生成したランダムネットワークの場合を除いて、キャッシュサイズに依らず、要求パケットの配送に要した平均ホップ数の増加量は 1 ホップ未満であることわかる。表 1 で示したように、At Home Network や Allegiance Telecom と比べて、ER モデルおよびランダム化 BA モデルにより生成したネットワークはその規模が比較的大きい。このため、ER モデルにより生成したネットワークの場合には、制約パラメータ k が要求パケットの配送に要したホップ数に与える影響が顕著となっている。ただし、ランダム化 BA モデルにより生成したネットワークでは、少数ハブノードの存在により、要求パケットの配送に要したホップ数の増大が抑えられる。また、当然ではあるが、ルータにおけるキャッシュサイズが増大するにつれ、頻繁に要求されるコンテンツ (人気度が高いコンテンツ) に対するキャッシュヒットが発生しやすくなるため、制約付きパラメータ k の増大が緩和される。

最後に、制約付き最短経路木ルーティングによってルータに発生する負荷を確認する。図 3 および図 4 に、4 種類のネットワークトポロジに対するルータにおける要求パケットの到着レートの累積分布を示す。図中には、制約付き最短経路木ルーティングの制約パラメータ k を変化させた時の結果を示している。

これらの結果から、ネットワークトポロジに依らず、制約パラメータ k が増大するにつれ、ルータにおける要求パケットの

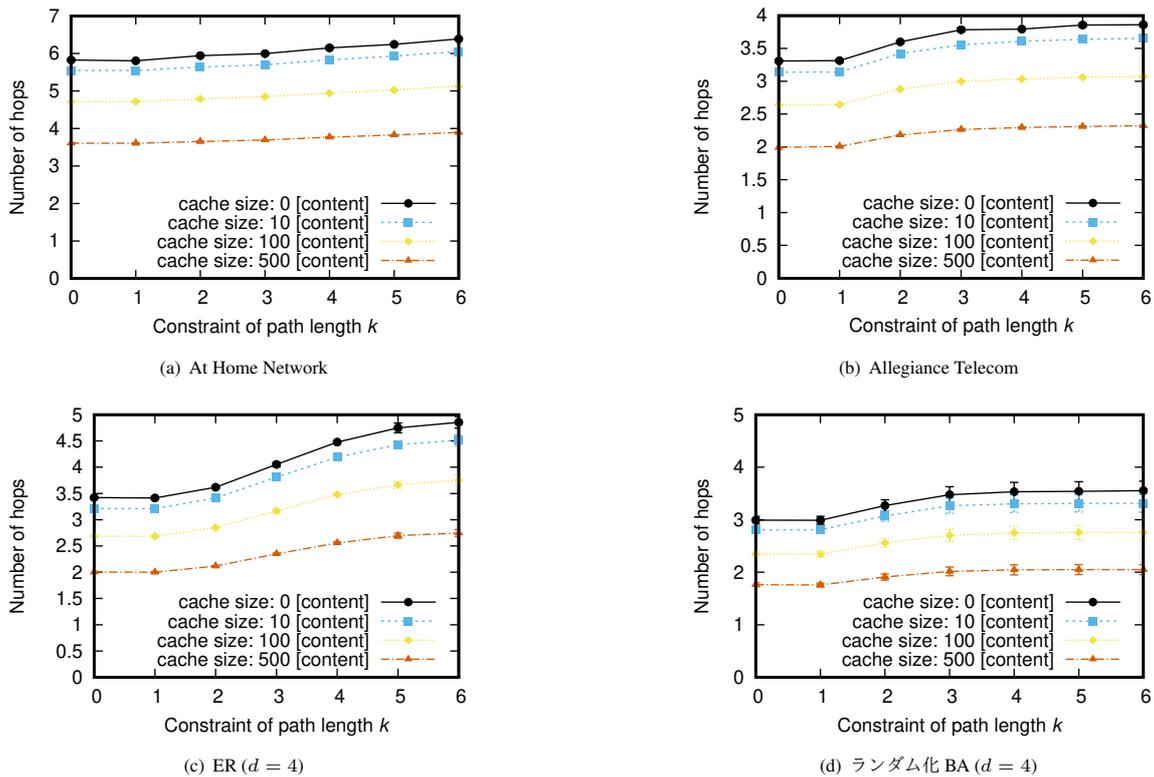


図 2: 経路長の制約パラメータ k が要求パケットの転送に要した平均ホップ数に与える影響

到着レートのばらつきが増大することがわかる。特に、一部のルータに対する要求パケットの到着レートが大幅に増大していることがわかる。これは、制約付き最短経路木ルーティングはネットワーク上の最短経路木に着目したものであり、 k が増加するにつれ、要求パケットの転送経路は最短経路木を形成するようになる。その結果、最短経路木の葉ノードに相当するルータにおける要求パケットの到着レートは減少するが、最短経路木の根ノードに相当するルータにおける要求パケットの到着レートは大幅に増加する。また、キャッシュサイズが 10 [content] の場合 (図 3) と 500 [content] の場合 (図 4) を比較すると、ルータにおけるキャッシュサイズが増大したとしても、要求パケットの到着レートに対する増加量はそこまで変化していないことがわかる。

以上の考察より、(1) 制約付き最短経路木ルーティングの制約パラメータ k が増加したとしても、要求パケットの配送に要する平均ホップ数はほとんど増加しない、(2) ただし、制約パラメータ k が増加すれば、特定のルータにおける負荷は増大するため、制約パラメータ k は可能な限り小さい方が望ましいと言える。

5 まとめと今後の課題

本稿では、ルータにおける FIB の大きさを低減するために、実験により、要求パケットの経路制御と従来の FIB 集約アルゴリズムを併用することによる FIB の集約効果を多面的に分析した。具体的には、現実の ISP バックボーンネットワークやネットワーク生成モデルにより生成した様々なネットワークを対象

として、経路長の増大を調整できる制約付き最短経路木ルーティングによって FIB の大きさがどの程度削減されるかを実験により調査した。また、シミュレーションにより、制約付き最短経路木ルーティングを用いた時の、要求パケットの配送に要したホップ数やルータにおける負荷を計測した。その結果、制約付き最短経路木ルーティングと FIB 集約アルゴリズムを併用することにより、FIB エントリの総数が大幅に削減できることや、ネットワークトポロジの構造にも依るが、要求パケットの配送に要するホップ長の増大を抑えながら、FIB の大きさの低減が可能であることなどを示した。

今後の課題として、制約付き最短経路木ルーティングにおいて、コンテンツ単位で経路を設定することによる FIB 集約効果の評価が挙げられる。また、本稿の性能評価では、FIB 集約効果と情報指向ネットワークの通信性能を対象としたが、制約付き最短経路木ルーティングを用いた場合のネットワーク障害時におけるコンテンツ可用性を評価することも重要な今後の課題である。

謝 辞

本研究の一部は JSPS 科研費 21H03437 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 Network-*

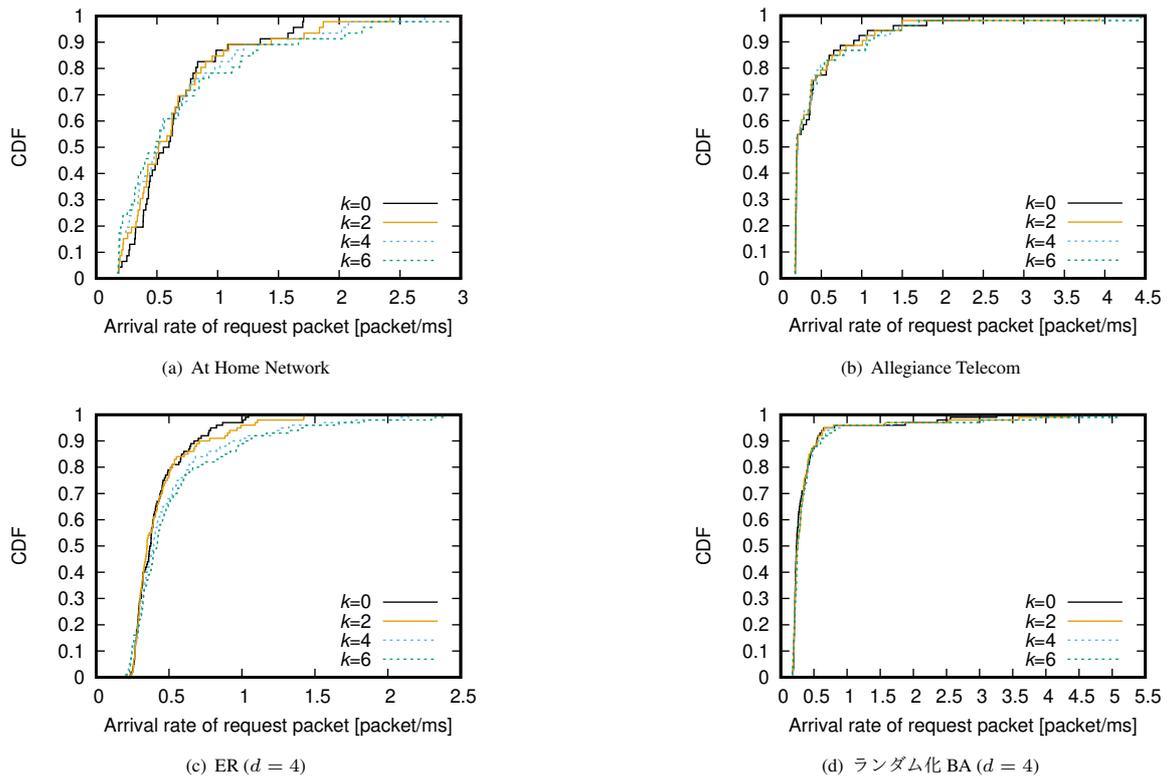


図 3: ルータにおける要求パケットの到着レート (キャッシュサイズ: 10 [content])

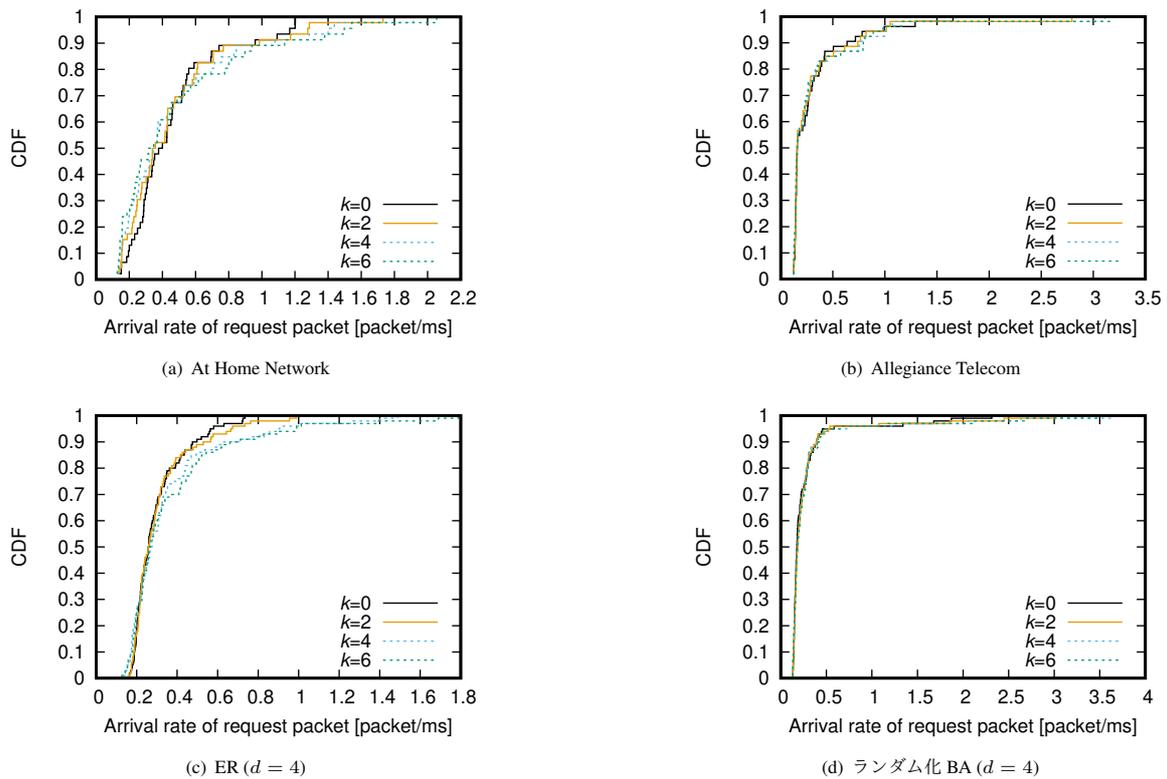


図 4: ルータにおける要求パケットの到着レート (キャッシュサイズ: 500 [content])

ing 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] A. Detti, M. Pomposini, N. Blefari-Melazzi, and S. Salsano, “Sup-

porting the Web with an information centric network that routes by name,” *Computer Networks*, vol. 56, pp. 3705–3722, Nov. 2012.

- [5] Y. Sasaki, N. Kamiyama, and Y. Ji, “Designing content placement of CDN for improving aggregation effect of ICN FIBs,” in *Proceedings of the 34th IEEE International Conference on Information Network-*

ing (ICOIN 2020), pp. 130–135, Jan. 2020.

- [6] T. C. Schmidt, S. Wölke, N. Berg, and M. Wählisch, “Let’s collect names: How PANINI limits FIB tables in name based routing,” in *Proceedings of 2016 IFIP Networking Conference and Workshops*, pp. 458–466, May 2016.
- [7] A. Afanasyev, C. Yi, L. Wang, B. Zhang, and L. Zhang, “SNAMP: Secure namespace mapping to scale NDN forwarding,” in *Proceedings of 2015 IEEE Conference on Computer Communication Workshops*, pp. 281–286, May 2015.
- [8] D. Nguyen and H. Asaeda, “SmartFIB: low-replacement route storage for large name space forwarding,” in *Proceedings of the 17th IEEE Annual Consumer Communications & Networking Conference (CCNC 2020)*, pp. 1–7, Jan. 2020.
- [9] “CAIDA.” <https://www.caida.org/data/>.
- [10] P. Erdős and A. Rényi, “On random graphs I.,” *Mathematicae*, vol. 6, pp. 290–297, Nov. 1959.
- [11] A.-L. Barabási and R. Albert, “Emergence of scaling in random networks,” *Science*, vol. 286, pp. 509–512, Oct. 1999.