

令和5年度 秋学期 卒業研究3 (BI)
学士論文

題目 ネットワークトポロジがNDN
ルータFIB構成法の有効性に与
える影響の評価

指導教員 上山憲昭 教授

立命館大学 情報理工学部 セキュリティ・ネットワークコース

学籍番号 2600190165-5

真田聖也

令和6年1月31日

概要

近年コンテンツ名を Prefix(識別子) としてルータでパケットを転送することで、効率的なコンテンツ配信を実現するアーキテクチャとして情報指向ネットワーク (ICN (information-centric networking) or NDN (named data networking)) が大きな注目を集めている。従来のインターネットでは目的ホストのサブネットワークアドレスを Prefix に用いて出力フェース番号を取得する転送テーブル (FIB: forwarding information base) をルータで用いる。一方 ICN ではサブネットワーク数と比較して遥かに数が多いコンテンツ名を Prefix として FIB を構成するため、FIB で必要とするエントリ数が遥かに多くなり、FIB ルックアップに掛かる時間も遥かに多くなる。FIB ルックアップのアプローチとしてこれまでの研究で、Bloom Filter (BF), ハッシュテーブル, パトリシア木が提唱されている。しかし、各 FIB 構成法における FIB のサイズは、NW (network) トポロジ、オリジナルの配置状態に強く依存するが、これまでの NDN の FIB ルックアップ手法について様々な方式間の定量的な比較がなされていない。本稿では、BF による FIB ルックアップ法について、偽陽性確率による過剰パケット割合の変化を、ハッシュテーブルによる FIB ルックアップ法について、テーブルサイズによる検索時間の変化を Web オブジェクトの実測配置データを用いて、様々なトポロジを対象に比較評価を行う。

目次

概要	1
第 1 章 序論	3
1.1 研究の背景	3
1.2 研究の目的	3
第 2 章 関連研究	5
第 3 章 NDN における Prefix と FIB エントリのルックアップ	6
第 4 章 FIB 構成法	8
4.1 Bloom Filter を用いた FIB 構成	8
4.2 ハッシュテーブルを用いた FIB 構成	10
第 5 章 性能評価条件	11
5.1 評価に用いる Web オブジェクト	11
5.2 評価に用いるネットワークトポロジ	11
第 6 章 性能評価	12
6.1 BF の偽陽性確率による過剰パケット割合の変化	12
6.2 ハッシュテーブルサイズによる検索時間の変化	14
第 7 章 まとめ	16
謝辞	17

第1章 序論

1.1 研究の背景

近年、インターネットや SNS の普及により、YouTube などのユーザ生成コンテンツ (UGC) が増大している。また、高速・大容量・同時多接続の 5G 通信の普及に伴って、農業や企業の工場などでは IoT (Internet of Things) の実用化が進められており、IoT デバイスから取得した膨大なセンサデータの活用にはその処理が必要である。そこで、コンテンツを効率的に配信する次世代のネットワークとして 情報指向ネットワーク ICN (Information-Centric Networking) が注目されている。ICN ではコンテンツの名称を用いて配信要求を行うため、コンテンツの配信元を特定せずに直接コンテンツを要求することが可能である。そのため、膨大な数のデータが動的に生成される IoT 通信や、データの所在が事前に分からない災害時通信において、効率的にデータ通信を行うネットワークとして注目されている。ICN の中でも NDN (Named Data Networking) が主流であり、本稿ではこれを想定する。

1.2 研究の目的

NDN では IP アドレスを用いた従来の通信法と同様に、FIB (Forwarding Information Base) と呼ばれる経路制御表を参照することで NH (Next Hop) に Interest を転送する。FIB では Prefix と NH の組によってエントリが作成されるが、IP ルータの FIB では転送先 IP アドレス、NDN ルータの FIB ではコンテンツ名が Prefix として用いられ、コンテンツ名は、Prefix とコンテンツ ID から構成される。NDN のコンテンツのオリジナルは publisher のホストに存在し、publisher はコンテンツ名の Prefix を隣接ルータに広告する [5]。Prefix 広告を受信する NDN ルータは、ユーザである subscriber から送信された Interest が要求されたコンテンツが publisher のホストに転送されるように FIB を構成する。

FIB に全ての Prefix のエントリを作成した場合、FIB に必要なメモリサイズは大幅に増加する。したがって、FIB のメモリコストを削減するためには、FIB エントリの集約が不可欠である。IP 通信の場合、管理団体によって国や地域ごとに一定範囲のアドレスを割り当てるため、IP アドレスには地理的な局所性が存在する。しかし、NDN の場合、同じ組織のコンテンツを提供する publisher のホストは同じ地域に存在する傾向にあるが、組織名は地理的な局所性はない。そのため、NDN の FIB における Prefix の集約は困難となる。例えば Web ページをコンテンツと見なした場合、約 10^{11} のコンテンツ名があり、同じ組織の Prefix を 1 つの Prefix に集約した後であっても、約 10^9 のコンテンツ名の Prefix がある [3]。異なる組織間の Prefix 集約は難しく、NDN の各 FIB には約 10^9

エントリが必要である [3] が, IP ネットワークの各 FIB には約 10^5 エントリしか必要ない. NDN ルータではルーティングの Prefix に基づきパケットを転送する. ルータはパケットが到着すると, FIB エントリから, コンテンツ名をキーとして出力フェース番号を取得することで, NH(Next Hop) を決定しパケットを転送する. FIB ルックアップのアプローチとしてこれまでの研究で, BF (bloom filter), ハッシュテーブル, パトリシア木が主なアプローチとして提唱がなされている. しかし, 各 FIB 構成法における FIB のサイズは, NW (network) トポロジ, オリジナルの配置状態に強く依存するが, これまでの NDN の FIB ルックアップ手法について様々な方式間の定量的な比較がなされていない. 本稿では, BF による FIB ルックアップ法について偽陽性確率による過剰パケット割合の変化と, ハッシュテーブルによる FIB ルックアップ法について検索時間, 必要メモリ量を Web オブジェクトの実測配置データを用いて, 様々なトポロジを対象に比較評価により, NW トポロジによる影響を明らかにする.

第2章 関連研究

NDN ルータの FIB エントリのルックアップ法として、これまでに (1) BF, (2) ハッシュテーブル, (3) パトリシア木の 3 つの方式が提唱されている. BF では, ルータが各出力フェースで提供される BF を使用し, 到着する各 Interest を各出力フェースに転送するか否かを判断する [1][2]. BF を使用することで, ルータは限られた数のメモリアクセスで小さなサイズのメモリを使用して, Interest 転送の決定が可能である. ただし Interest を誤った出力フェースに転送する可能性があり, 冗長な Interest 送信によりネットワーク負荷が増加する. 2 番目のアプローチであるハッシュテーブルでは, ハッシュ値が示す位置に Prefix の出力フェースを格納することで, Interest 転送の決定が可能である [4]. ただし, 異なる Prefix に対して同じハッシュ値を生成する可能性があり, 同じハッシュ値を持つデータを区別する必要がある. 3 番目のアプローチであるパトリシア木では, 文字列集合を各ノードに割り当てたトライ木であり, 各コンポーネントを各ノードに割り当て, 文字列のコンポーネント単位にルートノードからリーフノードに向かって検索を行うことで Interest 転送の決定が可能である. ただし, パトリシア木のような木構造で FIB を構成する際, 膨大なコンテンツに比例し遥かに数が多い Prefix を格納する必要がある, 膨大な FIB エントリが必要になる.

第3章 NDNにおけるPrefixとFIBエントリのルックアップ

従来のインターネットでは IP アドレスをもとに通信を行うが, ICN ではコンテンツ名を Prefix として通信を行っている. ICN における Prefix を次の図 3.1 のように定義する. 例えば, “ www.ritsumei.ac.jp ” の URL は 4 つのコンポーネント, “ www ”, “ ritsumei ”, “ ac ”, “ jp ” で構成される. これらのコンポーネントの順番を逆順にして, 各々を “ / ” で結合することで Prefix が得られる. 例えばこの例の場合, “ jp/ac/ritsumei/www ” となる.

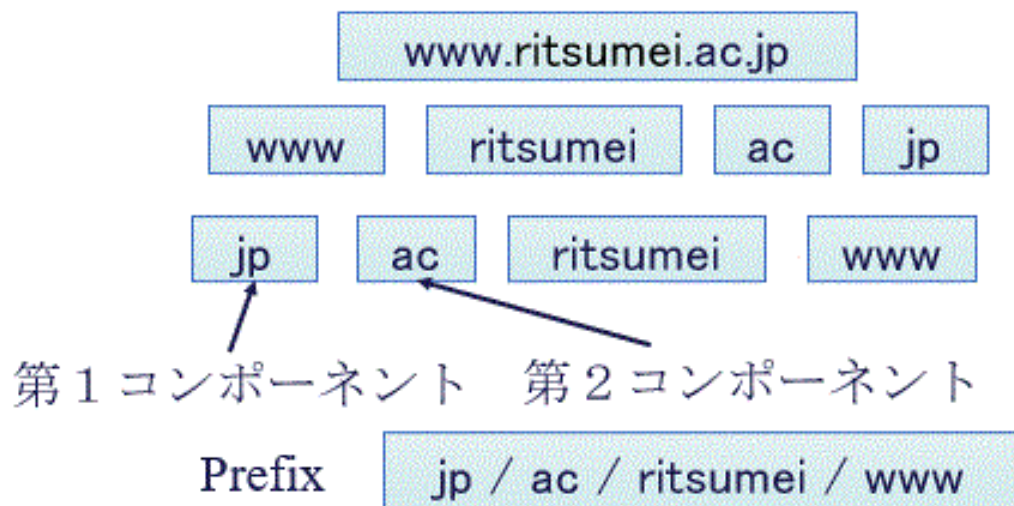


図 3.1: コンポーネントと Prefix

ICN ルータにおける FIB はコンテンツ名に基づく Interest パケットの転送に使用するデータ構造である。FIB には、図 3.2 に示すようにコンテンツ名の Prefix と、その Prefix に一致した Interest パケットの転送先のネットワークインターフェースである出力フェースを格納する。ICN ルータのパケット処理手順としてルータは、ユーザから Interest パケットを受け取るとそのパケットに記載されたコンテンツ名を取得する。コンテンツ名と一致するコンテンツが CS(Content Store) に保存されているかを確認する。コンテンツ名と一致するコンテンツが CS に保存されていれば、保存されているコンテンツを含む Data パケットを生成し、Interest パケットを受け取ったフェースに返送し Interest パケットを廃棄する。CS に要求されたコンテンツがなければ、Interest パケットに記載されたコンテンツ名とそのパケットを受け取ったフェースを PIT(Pending Interest Table) に保存し、Interest パケットの転送を行う。転送は、Interest パケットに含まれるコンテンツ名と最も長く一致する Prefix を FIB 内で検索し、そこに記載されたフェースにパケットを転送することで行う。最終的に指定されたコンテンツのあるホストか、そのコンテンツが一時保存された CS を持つルータが受け取る。Interest パケットに指定されたコンテンツを持つノードは、そのコンテンツを含む、Data パケットを生成し、ユーザに向け返送する。本稿では、これらルーティングテーブルのうち、FIB に着目している。

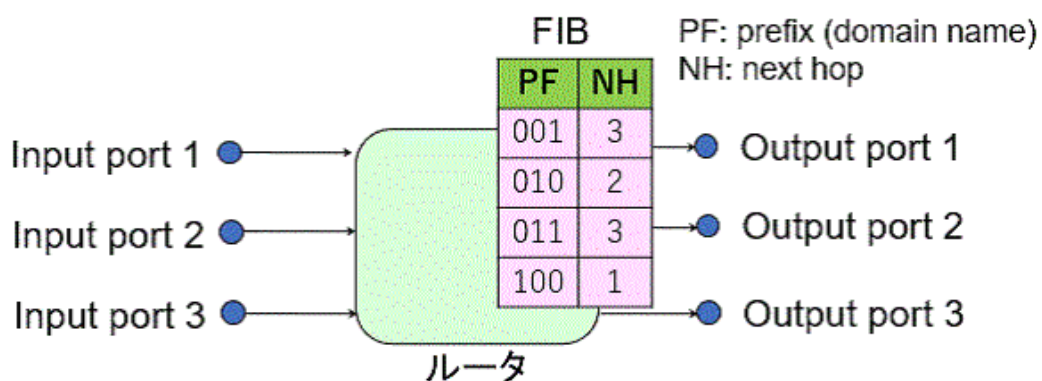


図 3.2: FIB エントリのルックアップ

第4章 FIB 構成法

既存研究から FIB 構成のアプローチとしては (1) BF (2) ハッシュテーブル (3) パトリシア木, の 3 つが考えられている. 本節では, 本稿で比較する (1) と (2) を用いた FIB 構成法について述べる.

4.1 Bloom Filter を用いた FIB 構成

図 4.1, 図 4.2 に BF を用いた FIB 構成について示す. BF は k 個のハッシュ関数と n ビットのビットマップから構成され, 集合のメンバとなるキーの k 個のハッシュ値に該当するビットマップのインデックスに 1 をマッピングする. 図 4.1 では, 集合のメンバが x, y, z であり各メンバそれぞれに対しての 3 種類のハッシュ関数から得た 3 個のハッシュ値に該当するインデックスのビットを 0 から 1 にマッピングする. 検索時には, 検索したいキーの k 個のハッシュ値に該当するビットマップのインデックスが全て 1 の場合, キーがメンバに含まれていると判定されるデータ構造である. 図 4.1 では検索したいキーが w でありマッピング時と同様のハッシュ関数から 3 個ハッシュ値を得る. このハッシュ値に該当するインデックスのビットに 0 が存在するため, w はメンバに含まれていないと判定される. しかし, 複数のメンバのマッピングによって, w のインデックスのビットが全て 1 になりメンバに含まれていないにもかかわらず含まれていると誤って判定をされる可能性がある. これを偽陽性という. 図 4.2 では, BF を各出力フェースに用意することで固定回数のメモリアクセスで, 各出力フェースに対する Interest の転送可否を判定する. このとき BF の偽陽性のため, 転送すべきでない出力先に Interest を転送する可能性がある.

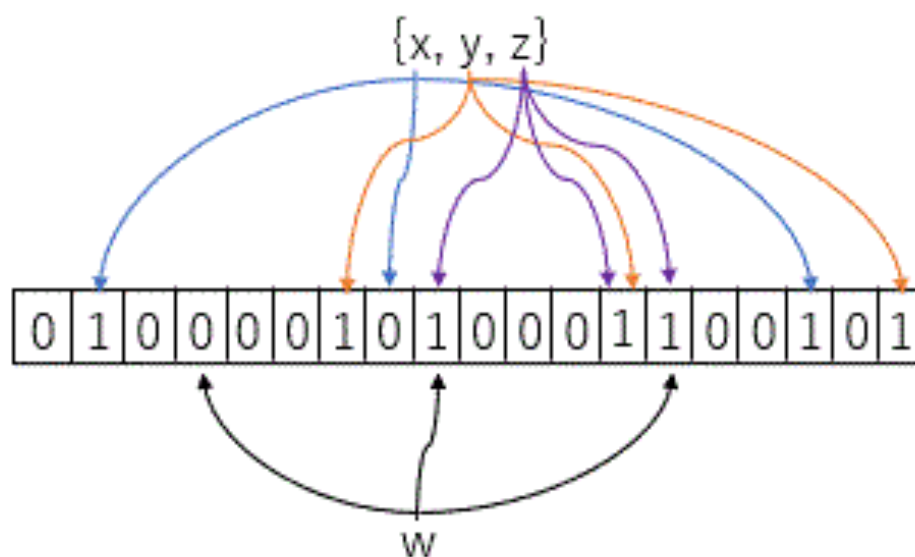


図 4.1: Bloom Filter

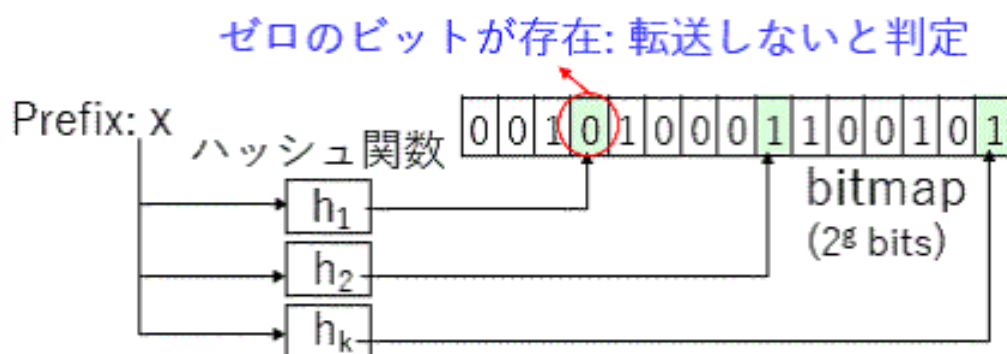


図 4.2: Bloom Filter を用いた FIB 構成

4.2 ハッシュテーブルを用いた FIB 構成

図 4.3 にハッシュテーブルを用いた FIB 構成について示す。ハッシュテーブルはキーのハッシュ値が指すメモリ領域にデータを格納するデータ構造であり、ICN の FIB を構成する場合、Prefix をキーとしてハッシュ関数により出力されたハッシュ値が示す位置に、Prefix の出力フェース番号を格納する。格納位置に他のレコードが存在する場合は溢れ出力用バケツに格納しリンクリスト (連結リスト) で格納位置をリンクする。



図 4.3: ハッシュテーブルを用いた FIB 構成

第5章 性能評価条件

5.1 評価に用いる Web オブジェクト

2017年11月に Alexa の Web ページで公開されているアクセス上位の 8,000 の Web ページ [7] を閲覧した時に, アクセスされたオブジェクトサーバの URL を取得し, CDN を用いて配信されたものを除き, さらに米国内に配信サーバが存在する 12,010 個の URL を対象に評価を行う. 検索時に要求される Interest は 12,010 個の中からランダムに選択された 5000 個を対象とする.

5.2 評価に用いるネットワークトポロジ

表 5.2 に記す 6 つの米国のバックボーンネットワークトポロジを評価に用いる [6].

表 5.1: 評価に用いた米国ネットワークトポロジ

トポロジ	ノード数	リンク数	平均次数	平均ホップ長
Allegiance Telecom	53	176	3.32	3.38
ATT	93	308	3.31	2.99
Verio	35	144	4.11	2.50
Internet2	12	42	3.50	2.06
At Home Network	46	110	2.39	5.96
CAIS Network	37	88	2.37	5.04

第6章 性能評価

6.1 BFの偽陽性確率による過剰パケット割合の変化

図6.1にBFを用いたFIBエントリのルックアップについて、偽陽性確率を0.01から0.2まで0.01ずつ増加させた場合の、過剰パケットがネットワークを占める割合(過剰パケット割合)の変化を示す。本研究では、ルックアップを行う対象ノードを1ホップ目のみとする。偽陽性が発生した場合の経路(偽陽性経路)が最短経路上のノードに最初に戻るまでに経由するホップ数を過剰パケット数とし、 $\text{合計過剰パケット数} / (\text{合計最短経路パケット数} + \text{合計過剰パケット数})$ として過剰パケット割合を定義する。偽陽性経路が2ホップ目以降に最短経路と同様のノードを経由する場合、ICNの特性上そのパケットは廃棄されるため過剰パケット数には含めていない。平均次数の高いVerio、Internet2で割合が高く、それに続いて平均ホップ長が高い順にAt Home Network、CAIS Internet、Allegiance Telecom、ATTと並ぶ評価となった。過剰パケット割合には、平均次数と平均ホップ長が影響していると考えられる。平均次数が平均ホップ長に比べて影響が大きくなった要因として、ルックアップを行う対象ノードを1ホップ目のみとしたことが挙げられる。2ホップ目以降は偽陽性を考慮しておらず最短経路を通るとして評価を行っているため、早期段階で正常経路に戻ることが多く、Verioのように平均次数が高いトポロジで過剰パケット割合が高くなる結果となった。一方で、Verio以下のトポロジについては平均ホップ長に従った評価となったため、ルックアップを行う対象ノードを増加するにつれて正常経路に戻りづらくなり、平均ホップ長の影響が高くなることも考えられる。

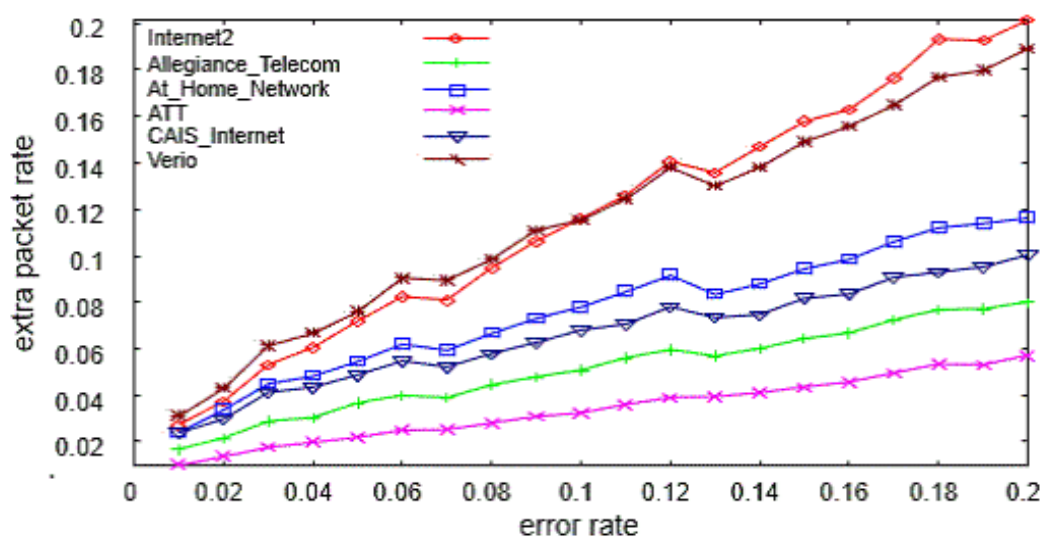


図 6.1: Bloom Filter の偽陽性確率に対する過剰パケット割合

6.2 ハッシュテーブルサイズによる検索時間の変化

図 6.2, 図 6.3 にハッシュテーブルを用いた FIB エントリのルックアップについて, テーブルサイズを 500 から 5000 まで 500 ずつ増加させた場合の, ハッシュの衝突回数と探索時間の変化を示し, 表 6.2 に各トポロジのテーブルサイズが 500 と 5000 のときの平均探索時間を示す. 衝突回数は全てのトポロジにおいて, テーブルサイズの増加に伴い一様に減少するが, ノード数が小さいトポロジでは FIB エントリ対象外のオブジェクトが多いため衝突回数が少なくなる. 平均探索時間の変化を見ると, ATT では 0.000207s, Internet2 では 0.0000165s 減少しており, ノード数が高いトポロジにおいてテーブルサイズの増加による影響が高いことがわかる. 全てのトポロジにおいて, テーブルサイズが FIB エントリの最大オリジナルオブジェクト数を超えるまでに処理時間の減少が見られ, 一定のサイズを超えると処理時間が一定となりそれ以上のサイズの増加は効果が見られない.

表 6.1: ハッシュテーブルを FIB に用いた場合の平均探索時間

トポロジ	ノード数	平均探索時間 (size 500)	平均探索時間 (size 5,000)
Allegiance Telecom	53	0.000216	0.000107
ATT	93	0.000393	0.000186
Verio	35	0.000138	0.0000716
Internet2	12	0.0000392	0.0000227
At Home Network	46	0.000185	0.0000939
CAIS Network	37	0.000150	0.0000740

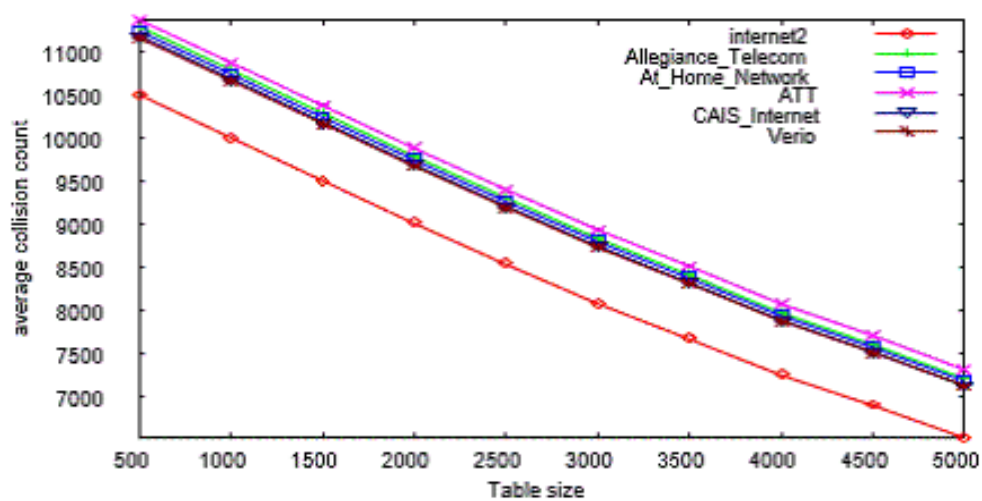


図 6.2: テーブルサイズに対する平均ハッシュ衝突回数

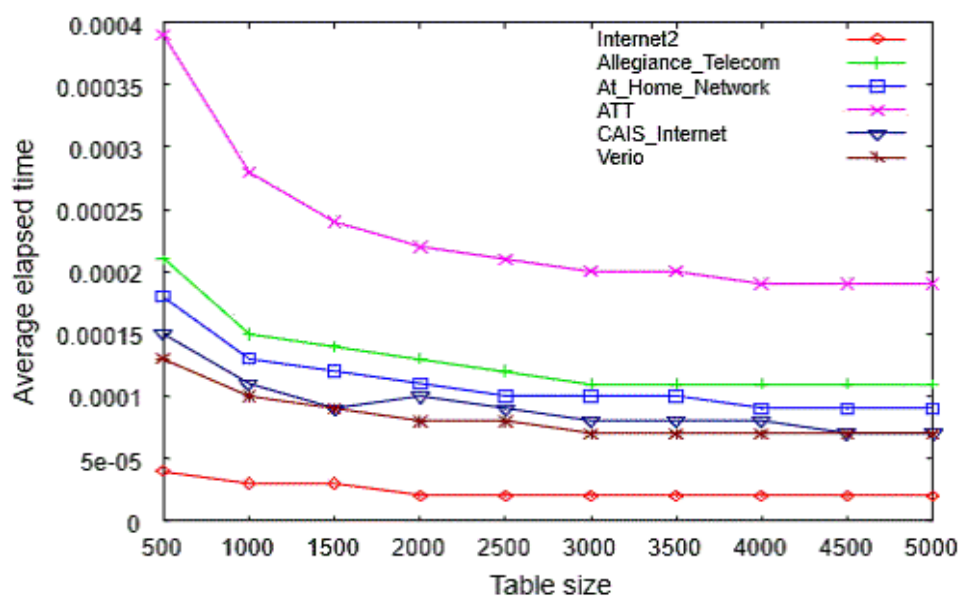


図 6.3: テーブルサイズに対する平均検索時間 (秒)

第7章 まとめ

本論では、NDN の FIB ルックアップ手法について様々な方式間の定量的な比較を行った。まず BF を用いた FIB ルックアップ法について、偽陽性確率による過剰パケット割合の変化を評価した。過剰パケット割合には、平均次数と平均ホップ長が影響し平均次数が平均ホップ長に比べて影響が大きくなった要因について考察した。そして、ハッシュテーブルを用いた FIB ルックアップ法について、テーブルサイズによる検索時間の変化を評価した。ノード数の高いトポロジにおいてテーブルサイズの増加が効果的になる傾向があることを確認した。今後はルックアップを行う対象ノードを広げた場合の過剰パケット割合についての比較や考察を行い、FIB ルックアップ法間の比較についても研究を行う予定である。

謝辞

本研究を行うに当たり，ご指導を頂いた上山教授に感謝します．また日常，有益な議論をして頂いた研究室の皆様にも感謝します．

参考文献

- [1] K. Katsaros, et al., On the Inter-domain Scalability of Route-by-Name Information-Centric Network Architectures, IFIP Networking 2015
- [2] A. Rodrigues, P. Steenkiste, A. Aguiar, Analysis and Improvement of Name-based Packet Forwarding over Flat ID Network Architectures, ACM ICN 2018.
- [3] A. Detti, M. Pomposini, N. Blefari-Melazzi, and S. Salsano, Supporting the Web with an information centric network that routes by name, Elsevier Computer Networks, Vol. 56, No. 17, pp. 3705-3722, Nov. 2012
- [4] J. Hu, et al., Fast and Scalable Name Prefix Lookup with Hash Table, SIGCOMM 2019.
- [5] A. Hoque, et al., NLSR: Named-data Link State Routing Protocol, ACM ICN 2013.
- [6] CAIDA webpage, <http://www.caida.org/data>
- [7] Alexa webpage, <https://www.alexa.com/siteinfo>