

特別研究報告

題目

CCN におけるエンコードアドレスによる コンテンツ分散配置手法とその評価

指導教員

村田 正幸 教授

報告者

北出 雄麻

平成 25 年 2 月 12 日

大阪大学 基礎工学部 情報科学科

CCN におけるエンコードアドレスによる
コンテンツ分散配置手法とその評価

北出 雄麻

内容梗概

コンテンツセントリックネットワーク (Contents Centric Network; CCN) は、従来、ノードを基準として行われていた通信形態をコンテンツを主体として行う形態へと変革させる新しい通信パラダイムである。CCN を用いた利点として、コンテンツをルータノードでキャッシュすることによるネットワークの利用効率の向上、応答時間の短縮などが挙げられる。しかし、コンテンツおよびノードの人気集中によるキャッシュ利用の非効率性が指摘されている。具体的には、人気のあるノードにアクセスが集中し、その周辺経路のキャッシュが頻繁に更新されることで、キャッシュの利用効率が低下することが考えられる。特に CCN では、今後ますます大容量化する多数のコンテンツを有効にキャッシュするためには、利用効率の高いコンテンツキャッシュ法、およびそれを実現するコンテンツ分散配置手法が必要不可欠であると考えられる。

本報告では、キャッシュの利用効率を向上させるため、あらかじめ人気コンテンツを特定ノードに集中させるのを防ぎ、広域に分散させるコンテンツ配置手法を提案する。具体的には、下位ルーティングプロトコルのアドレッシングアーキテクチャを活用しコンテンツ名に基づいて生成されたランダムエンコードアドレスをコンテンツに与え、ランダムエンコードアドレスが示すノードにコンテンツを初期配置する。そして、コンテンツへのルーティングにもランダムエンコードアドレスを用いて行うことにより、コンテンツの分散化を実現する。そしてルータノードでは確率的にキャッシングを行うことにより単純かつ効果的なキャッシュ配置を実現する CCN アーキテクチャを提案する。以上の提案手法についてシミュレーションによる性能評価を行い、ランダムエンコードアドレスと確率的キャッシングの組み合わせがコンテンツの分散配置に有効に機能し、ノード数 184 の Level3 トポロジにおいて、キャッシュヒット率が 15% 向上することを示した。

主な用語

CCN (Contents Centric Network)、エンコードアドレス、キャッシュ性能、分散配置

目次

1	はじめに	4
2	CCN の概要	7
3	コンテンツの分散配置を実現する CCN アーキテクチャの提案	9
3.1	エンコードアドレスを用いた CCN	9
3.2	ランダムエンコードアドレスによるコンテンツの初期分散配置	11
3.3	確率的キャッシングによるコンテンツキャッシュの生成	11
4	提案手法の評価	13
4.1	評価環境	13
4.2	評価指標	17
4.3	評価結果	20
5	終わりに	28
	謝辞	29
	参考文献	31

目 次

1	エンコードアドレスを用いた CCN の概要	9
2	コンテンツの人気分布 ($\alpha = 1$)	14
3	上位コンテンツの個数ごとのコンテンツリクエストを占める割合 ($\alpha = 1$) . . .	14
4	コンテンツの人気分布 ($\alpha = 1.5$)	15
5	上位コンテンツの個数ごとのコンテンツリクエストを占める割合 ($\alpha = 1.5$) .	15
6	Level3 トポロジー	17
7	Abilene トポロジー	18
8	使用する Abilene トポロジーの例	19
9	キャッシュヒット率 (Abilene, $\alpha = 1$)	24
10	パスストレッチ (Abilene, $\alpha = 1$)	25
11	キャッシュヒット率 (Abilene, $\alpha = 1$, 人気の偏り 50%)	25
12	パスストレッチ (Abilene, $\alpha = 1$, 人気の偏り 50%)	26
13	キャッシュヒット率 (Abilene, $\alpha = 1.5$)	26
14	パスストレッチ (Abilene, $\alpha = 1.5$)	27
15	キャッシュヒット率 (Level3, $\alpha = 1$)	27
16	パスストレッチ (Level3, $\alpha = 1$)	28

1 はじめに

インターネットはその誕生から 40 年ほど経過し、世界規模で普及した結果、性能、セキュリティ、モビリティなど、当時想定されていなかったさまざまな問題が指摘されている。現在のインターネットが設計時と乖離している代表的な一つの事象として通信形態の変化がある。インターネットが設計された当時、通信は「誰と通信するか」が主体として考えられていた。すなわち、通信相手となるノードが事前に明確であることは自明であり、通信は相手の IP アドレスを指定することによって初めて開始される。コンピュータの遠隔操作や分散処理、データの転送が主であった当時は、どのようなノードがどういった役割を担っていたかはユーザにとって既知の情報であり、目的に応じたノードのアドレスをユーザ自身が指定することによって通信が実現されていた。その後 WWW (World Wide Web) の登場により不特定多数との通信が一般化されたものの、実際は `www.company.co.jp` などの FQDN (Fully Qualified Domain Name) から DNS (Domain Name System) を通じて IP アドレスを問い合わせながら通信を行っており、本質的には通信相手を指定して通信を行う形態は同様であった。

しかしながら、全文検索型サーチエンジンの登場により、このような通信形態は大きく変化した。すなわち、以前はユーザが通信相手を指定して行っていたが、サーチエンジンにキーワードを入れることでキーワードに応じた通信相手をサーチエンジンが提示してくれるため、ユーザはキーワードを指定するだけでキーワードに適したノードと通信できるモデルが確立した。今日ではほとんどすべての通信が、膨大な情報データベースを持つ検索エンジンを起点として行われており、ユーザが明示的に通信相手を指定する機会が大幅に減少した。このことは、これまでの相手を基準とした通信から、目的となるサービスやコンテンツを基準とした通信へと形態が変化したことを意味する。そして、サービスやコンテンツを持つノードを解決するために検索エンジンが用いられている。

このように、現在のインターネットは必ずしも現在のコンテンツ・サービス指向型のような「内容」に基づいた通信形態に即したものではなく、従来の「相手」に基づく通信形態との間には差異が生じており、その差分は検索エンジンが担っているのが現状である。この問題を解消すべく、新しいネットワークアーキテクチャとしてコンテンツセントリックネットワーク (Contents Centric Network; CCN) が近年検討されている。CCN は、現状のコンテンツ指向型の通信形態と親和性の高い、「コンテンツ」を主とした経路制御を実現することにより、通信形態の差異による問題の解消が期待されている。このためインターネットの次の将来のネットワークアーキテクチャとして有望視されている。

CCN における利点の一つとして、コンテンツを任意の中継ノードにおいてキャッシングさせ、ネットワークの利用効率や応答性能を向上させることが考えられている。さらに CCN

におけるキャッシングは、単に性能面の向上という観点だけでなく、コンテンツを任意の場所に配置可能にすることにより、従来強い結びつきのあったコンテンツとロケーションの結合を解放し、コンテンツの空間的・時間的制約を解消させる側面を持つ。すなわち、コンテンツのキャッシュを中継ノードで保持していれば、オリジナルのコンテンツを持つノードがどこにあるか、さらにはそのノードが稼働しているかどうかは通信上一切問題とならない。さらに今後ますます大容量化する多量のコンテンツを効率的に発見、転送するためには、キャッシングの能力が非常に重要であると考えられる。

以上の背景より、CCN におけるキャッシング機構について近年研究が進められている。一般的なキャッシュ機構に関する研究として、これまでも Web Proxy によるキャッシュ性能の評価 [1] や CDN (Content Delivery Network) におけるキャッシュ効率に関する評価 [2]、さらに P2P ファイル共有におけるコンテンツ複製の効果 [3,4] に関する評価が行われてきた。しかし、CCN のキャッシュ効率を考える場合、これらの知見をそのまま適用することは難しい。その理由として、(1) CCN では従来の Web Proxy や CDN のようにキャッシュノードが固定の場合とは異なり、任意の中継ノードにおいてキャッシュを保持することが想定されている、(2) コンテンツのサイズ、種類が膨大となる、などが挙げられる。特に、近年の技術向上により中継ノードにおいて大容量のストレージを実装することで、大容量のキャッシュを実装することは可能であるが、一方でコンテンツ数やサイズの顕著な上昇を考慮すると、依然として慎重なキャッシュ判断が要求されることは十分に考えられる。

このため、CCN 自体を対象とした効率的なキャッシュ手法に関する研究が進められているが、CCN に関する研究はまだ黎明期であることから、キャッシュ性能に関する評価についても基礎検討段階のものが多く、例えば、文献 [5,6] において、CCN におけるチャンクレベルのキャッシュ効果をシミュレーションにより明らかにしているが、使用しているネットワークトポロジは、シンプルなカスケードトポロジやツリートポロジに限定されている。

このような経緯から、近年ではより実モデルに近いキャッシュ性能の評価を行う研究がなされている。文献 [7] では、より一般的なネットワークトポロジにおけるキャッシュ性能について評価されている、さらに文献 [8] では、代表的な Tier-1 ネットワークトポロジに対して、コンテンツのアクセス頻度なども考慮した現実的なモデルによるキャッシュ性能の評価を行っている。

しかしながら、文献 [8] ではコンテンツごとのアクセス頻度を Zipf 分布によりモデル化して評価を行っているものの、ノードがどのコンテンツを保持しているかはランダムで与えられている。現実には、コンテンツごとのアクセス頻度と同様、ノードごとのアクセス頻度も不均一であることは想像に難くない。すなわち人気のあるノード(サイト)は、人気のあるコンテンツを多く保持しているからこそ人気があるのであって、逆に言えばアクセス頻度の高いコンテンツほど特定のノードが保持している可能性が高いことは容易に想像できる。

コンテンツの局所性が高い場合、アクセスの集中するノードおよびその周辺経路では頻繁にキャッシュの更新が発生し、キャッシュ利用効率が大幅に低下するものと考えられる。繰り返しになるが、コンテンツのサイズと数の大きさを考慮すると、個別のキャッシュの重要性は従来の Web コンテンツのキャッシュと比較しても非常に大きく、キャッシュ配置の戦略が CCN 全体の性能を大きく左右することになる。

これまでの研究により、アクセスユーザの位置や頻度にとらわれない理想的なコンテンツ配置は、ネットワークトポロジ上で可能な限りランダムに分散させることであることが示されている [9]。しかしながら、ネットワーク上にランダムにコンテンツを配置するためにはネットワークトポロジ全体を把握する必要があり、インターネットのような自律システムが相互に接続して構成された分散型ネットワークでは容易ではないことは明らかである。このため、コンテンツの配信経路上で確率的にキャッシュすることで擬似的にランダムに分散させ、ランダム配置に近い性能を得ることが期待されているが、これを実現するためには依然としてオリジナルコンテンツがランダムに配置されていることが前提となっている。

そこで本報告では、CCN において、コンテンツをランダムに分散させることにより、コンテンツキャッシングの効率を高めるネットワークアーキテクチャの提案を行う。具体的には、コンテンツの検索およびルーティングについて、コンテンツ名自体を用いるのではなく、下位ルーティングプロトコルのアドレッシングアーキテクチャに適応したランダムエンコードアドレスを用いる。またランダムエンコードアドレスが示すノードへのコンテンツの初期配置も行い、コンテンツのランダム配置を実現し、さらに確率的なキャッシングを組み合わせることで、コンテンツをネットワークトポロジ全体でより均一に分散できることを目指す。これについてシミュレーションによる性能評価を行い、キャッシュの有効性が向上することを明らかにする。

2 CCN の概要

インターネットはその誕生から、40 年ほど経過した。インターネットは、本来離れたところにある資源の使用あるいは取得、さらに共有のために設計された。それゆえ、二つのホスト間の通信のためのコミュニケーションを基本とする通信モデルが策定されており、そこには送受信端末の IP アドレスによって通信を区別するようになっている。

現在では、情報ネットワークは飛躍的に発展し、人々はインターネット上のウェブページや音楽、ビデオファイルなどのコンテンツを得るため通信を行っている。つまり、大多数のインターネットユーザは、コンテンツそのものに興味があり、そのコンテンツが存在するノードがどこにあるのかには興味はない。しかし、依然としてインターネットはホスト間通信に適したコミュニケーションモデルのままであり、コンテンツ利用が主である現状に適していない。このユーザの要求とネットワーク構造の間の差異により、性能、セキュリティ、モビリティなどに関する様々な問題が生じている。これらの問題を解決する最も簡単な方法は“where”から“what”に基づくネットワークアーキテクチャ、すなわち、ホストに基づくネットワークアーキテクチャからコンテンツに基づくネットワークアーキテクチャに作り替えることである。

CCN はその思想に基づいて考えられたネットワークアーキテクチャであり、通信はコンテンツ名やメタ情報などの識別子に基づいて行われる。また、CCN では、各ノードにキャッシュ機能を持たせ、コンテンツのコピーを保持させる。この機能により、現在では P2P や CDN などのアプリケーション層で実現されるシステムに限定されていたコンテンツの拡散をネットワーク自体で提供できるようになり、回線やコンテンツを持つノードの故障、特定の Web サーバにアクセスが集中するといった問題に対処できるようになる。また、さらなるネットワークの有効利用、応答時間の短縮なども期待される。

CCN は、欧州の PSIRP [10]、4WARD [11]、PURSUIT [12] や、米国の CCN [13]、DONA [14]、NDN [15] といった数多くのプロジェクトで研究されている。これらのプロジェクトは細かい構造は異なるものの、コンテンツ中心のネットワークアーキテクチャの創造といった思想やいくつかの共通の構造を持っている。

CCN において、最も重要な処理の一つとしてコンテンツの識別子の決定がある。現在のインターネットにおいて代表的に使用されているコンテンツ識別子は Uniform Resource Locator (URL) [16] である。URL にはコンテンツの名前だけでなく、コンテンツを持つノードの位置情報（コンテンツサーバの FQDN）も含んでいる。一方 CCN では、ネットワーク上のノードがコンテンツのコピーを保持することができるので、コンテンツの識別子に位置情報を含むのは適切ではない。すなわち、コンテンツの識別子は位置情報に依存しないコンテンツの名前のみ、あるいはそれに関連するメタデータが使用される。

CCN ではコンテンツの識別子とその存在する位置に依存しないため、従来のルーティングアルゴリズムを用いることはできない。よってコンテンツの識別子自身をネットワーク層アドレスと見なしたルーティングを行うこととなる。これには、一般的に 2 種類のルーティング手法が採用されている [17]。一つ目は、Name Resolution Service (NRS) を用いる手法である。NRS は、コンテンツの識別子とそのコンテンツを保持しているノード情報のマッピングテーブルを持つ。この手法は以下の 3 段階のルーティングから構成される。

- リクエストメッセージをその要求コンテンツを持つノード情報を保持している NRS へフォワーディングする。
- NRS から要求コンテンツを保持するノード情報を得て、リクエストメッセージをそのノードへフォワーディングする。
- 要求コンテンツをリクエストメッセージを出したノードへフォワーディングする。

二つ目の手法は、コンテンツの識別子に基づいて、リクエストメッセージを直接、リクエストを出したノードから要求コンテンツを持つノードまでルーティングを行う手法である。

また、CCN は一般的にノードにアドレスを与えないため、要求コンテンツをリクエストメッセージを出したノードまでルーティングを行う手法についても研究されている。現在、コンテンツリクエストを出したノードからコンテンツを保持していたノードまでのデータリンク層の入力インタフェースを保持することが考えられている [17]。入力インタフェースを保持するための手法として、一連の入力インタフェースをコンテンツ転送パケットのヘッダに追記する手法、各ノードが一時的に入力インタフェースを記憶しておく手法などが考えられる、この手法は、コンテンツリクエストを受信した各ノードがコンテンツ名とリクエストを受信したインタフェースの対応情報を一時的に保持することにより実現できる。

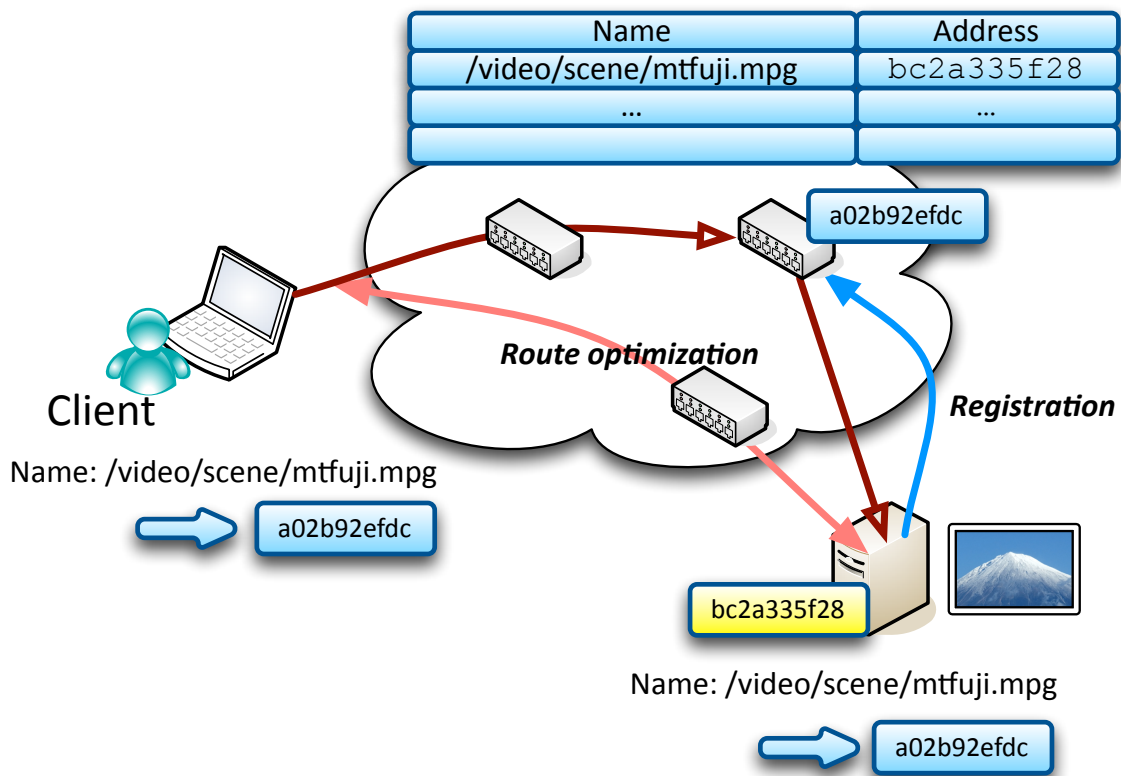


図 1: エンコードアドレスを用いた CCN の概要

3 コンテンツの分散配置を実現する CCN アーキテクチャの提案

本章では、コンテンツにランダム化されたエンコードアドレスを与え、エンコードアドレスによるコンテンツ配置とルーティングを行うことによってコンテンツの分散化を実現し、確率的なキャッシングとの組み合わせにより単純かつ効果的なキャッシュ配置を実現するコンテンツセントリックネットワークアーキテクチャを提案する。

3.1 エンコードアドレスを用いた CCN

図 1 に本報告で対象とするエンコードアドレスを用いたコンテンツセントリックネットワークの概要を示す。コンテンツセントリックネットワークでは一般的にコンテンツの内容自体あるいはコンテンツ名、メタ情報などに基づきパケットが転送されるが、本報告ではコンテンツ名を対象とする。さらに本報告では、コンテンツ名そのものをルーティングの対象アドレスとして考えるのではなく、下位レイヤのルーティング機構で使用されるアドレス空間にコンテンツ名をマッピング（本報告ではこれをエンコードと呼ぶ）することでルーティ

ングを実現する。そして、下位レイヤのアドレス空間に適するようエンコードされたコンテンツ名のアドレスのことをエンコードアドレスと呼ぶ。

コンテンツ名ではなくエンコードアドレスを用いてルーティングを行うことのメリットとしては、(1) 下位のルーティング機構に大幅な変更を加えることなくコンテンツセントリックネットワークが実現できる、(2) エンコードアドレスのエンコード方法によって経路制御に付加的な機能を追加することが可能である、などがある。(1) は、すでにインターネットで運用されている、IPv4 あるいは IPv6 を下位ルーティングプロトコルとして用い、エンコードアドレスとして 128 ビットを使用した IPv6 アドレスを用いることで、実際のパケット転送は現存の IPv6 のルーティング機能を活用することが可能である。現有技術を最大限に活用することができれば、コンテンツセントリックネットワークへの早期移行が大いに期待される。(2) は、例えばランダムにエンコードされたアドレスを使用することで、特別な処理なくコンテンツを広域に分散させることが可能であるなど、エンコード方法によってコンテンツの配置や経路制御などをコントロールすることが可能であるということを表している。本報告におけるコンテンツ分散配置によるキャッシュの有効性向上は、このランダムエンコードを用いることによる分散を対象としている。詳細については 3.2 節で述べる。

図 1 では、例として下位ルーティングプロトコルのアドレス長が 40 ビットの場合を示している。ここでは、コンテンツ `/video/scene/mtfuji.mpg` という動画ファイルの取得を考える。まず、対象コンテンツを持つノード（コンテンツサーバ）は、自身がコンテンツを持つことをコンテンツセントリックネットワークに通知する。これを Registration と呼ぶ。

Registration はコンテンツのエンコードアドレスを用いて行われる。すなわち、コンテンツ名をエンコードしたアドレス `a02b92efdc` を宛先アドレスとして Registration メッセージを送信する。ここでアドレス `a02b92efdc` は、コンテンツ `/video/scene/mtfuji.mpg` のエンコードアドレスであると同時に、Registration の通知先であるノードの下位レイヤのアドレスという意味も持つ。したがって、同アドレスを宛先として送出された Registration メッセージは下位ルーティングプロトコルの経路制御に従って、ノード `a02b92efdc` に到達する。Registration メッセージには、コンテンツ名と共に、コンテンツサーバの下位レイヤのアドレス `bc2a335f28` が含まれており、ノード `a02b92efdc` は、Registration メッセージを受信した段階で、コンテンツ名とサーバアドレスの対応表（コンテンツマッピングテーブル）にその情報を追加する。

一方、クライアントがコンテンツ `/video/scene/mtfuji.mpg` を取得したい場合、そのエンコードアドレス `a02b92efdc` を宛先としたインタレストメッセージを送信する。インタレストメッセージは下位ルーティングプロトコルの経路制御に従って、ノード `a02b92efdc` へと送られる。この時点で、インタレストメッセージを受け取ったノードは、メッセージに含まれるコンテンツ名をコンテンツマッピングテーブルから検索し、適合した場合に対応する

コンテンツサーバのアドレスを取得し、コンテンツリクエストメッセージをサーバに送信する。コンテンツサーバはリクエストメッセージを受け取った段階でクライアントに対してコンテンツを送信する。

3.2 ランダムエンコードアドレスによるコンテンツの初期分散配置

すでに述べたとおり、コンテンツに対するキャッシュの有効性を高めるためには、コンテンツのキャッシュがネットワーク上に偏ることなく広く分散されていることが望ましい。アクセス頻度の高いコンテンツが特定のノードに集中すると、その経路周辺でのキャッシュ更新が頻繁に発生することから、キャッシュの利用効率が低下することが考えられる。これを改善する方法として本報告では、エンコードアドレスにランダム性を持たせることで、コンテンツの初期配置ノードをランダムに分散させて決定する手法を提案する。

本報告では、上述のコンテンツの分散を簡便に実現可能な手法として、コンテンツ名に対してランダム性の高いエンコードアドレスを提供するランダムエンコードを用いる。ランダムエンコードとは、コンテンツ名に対して例えばハッシュ関数によってランダムなハッシュ値を計算し、そのハッシュ値をもとにエンコードアドレスを決定する方法である。SHA-1などのランダム性の高いハッシュ関数ほど、ランダムエンコードとして適していると言える。

ランダムエンコードを行ったエンコードアドレスは、依然として下位レイヤのノードの物理アドレスとしての意味を持ち、さらにアドレスがランダム化されることによって、ネットワークのトポロジに依存せずランダムなノード位置を指し示すことが可能となる。従来、コンテンツの均一的な分散のためにはトポロジ構成を知る必要があったが、本報告ではランダムエンコードアドレスを用いることでランダムに選択されたノードのアドレスを設定し、コンテンツの分散配置を可能とする。

本報告では、3.1節で示したコンテンツセントリックネットワークにおいて、コンテンツを持つノード（コンテンツサーバ）は、コンテンツの存在をネットワークに通知 (Registration) するのではなく、直接アドレス `a02b92efdc` を持つノードにコンテンツを初期配置する。これにより、クライアントは冗長な経路を経由することなく直接コンテンツを取得できるだけでなく、コンテンツ自体の分散配置が可能となる。

3.3 確率的キャッシングによるコンテンツキャッシュの生成

本節では、3.1節で提案したエンコードアドレスを用いたコンテンツセントリックネットワークにおいて、効率的なキャッシング機構を実現するための手法について検討する。

すでに文献 [8] において、コンテンツの配信経路上で確率的にコンテンツをキャッシングするだけで、LRU (Least Recently Used) に近い性能が得られることが示されている。そこで本報告ではこの知見に基づき、各ルータノードにおいて転送されるコンテンツを確率的にキャッシュする手法を用いる。

すなわち、コンテンツを受信した各ノードは、次ノードへの転送に先立ち、受信したコンテンツのキャッシュの可否を確率的に決定するものとする。これを確率的キャッシングと呼ぶ。具体的には各ルータノードはコンテンツの転送を行う段階でその転送したコンテンツをキャッシュするかどうかをランダムな確率により決定する。

転送するコンテンツをキャッシュする確率を高めることで、より最新のコンテンツをキャッシュすることが可能であるが、一方でキャッシュの置き換えが頻繁に発生することになる。キャッシュの可否を決定するアルゴリズムはより複雑な複数のポリシーも考えられるが、コンテンツが広く分散されている場合、流通経路上にキャッシュを作成するだけでも効果的である。このため本報告では、ランダムエンコードによるコンテンツの分散配置が、確率的キャッシングの有効性をさらに高め、キャッシュの効率的な活用が可能になると考え、両方式の組み合わせによるキャッシュ利用効率の向上を目標とする。

4 提案手法の評価

本章ではランダムエンコードアドレスと確率的キャッシングを用いる場合 (以下、エンコードアドレスを使用する場合) と、ランダムエンコードアドレスを使用せず各ノードはデータチャンクを常にキャッシュする場合 (以下、エンコードアドレスを使用しない場合) を比較する。本報告ではキャッシュはコンテンツ単位ではなく、コンテンツを細分化したチャンク単位で行うものとする。つまりデータチャンクとは実際に通信されるコンテンツを細分化したチャンクを表す。

評価環境を 4.1 節、評価指標を 4.2 節、評価結果を 4.3 節で述べる。

4.1 評価環境

各手法の性能を計算機シミュレーションにより評価する。シミュレータとして ccnSim [8] を一部改変したものを用いる。具体的には、ccnSim ではコンテンツの人気度は考慮されているが、それらのコンテンツはネットワーク上のノードにランダムに分散されていることを仮定している。しかしながら本報告で対象とするような、人気コンテンツが特定ノードに集中する場合は想定されていないため、特定のノードに人気の高いコンテンツが集中するように ccnSim 内のコンテンツ配置アルゴリズムの修正を行い、評価を行った。

コンテンツの人気分布は、Zipf の法則を用いて各コンテンツへの要求頻度を与えることで実現する。コンテンツリクエストの回数を f 、全コンテンツ中の人気の順位を r 、 c を定数、 α をパラメータとすると、Zipf の法則によるコンテンツの人気度は以下の関係で表される。

$$f_r = \frac{c}{r^\alpha} \quad (1)$$

本報告では、 α の値として 1 と 1.5 を用いる。

図 2 に、コンテンツ数 10^3 とし、 $\alpha = 1$ とした場合のコンテンツの人気分布の例を示す。また、図 4 は $\alpha = 1.5$ の場合の例である。

また、 $\alpha = 1$ のときのを図 3 に、 $\alpha = 1.5$ のときの上位コンテンツの個数ごとのコンテンツリクエストを占める割合を図 5 に示す。図に示されるとおり、コンテンツの人気集中の度合いは、パラメータ α によって大きく影響されることが分かる。具体的には、 $\alpha = 1.0$ の場合は全体の 90% のリクエストが 500 個のコンテンツに集中しているが、 $\alpha = 1.5$ になるとわずか 45 個のコンテンツがリクエスト全体の 90% を占めている。人気の偏りが大きいほど人気コンテンツがノードに集中した場合のノードへのアクセス頻度の偏りも大きくなることから、コンテンツ初期配置をより分散させることが望ましいと考えられる。

また、ネットワーク全体のリクエストの発生レートは毎秒 100 個とし、個別コンテンツに対するリクエストの頻度は上述の Zipf の法則による分布に従うものとする。リクエスト

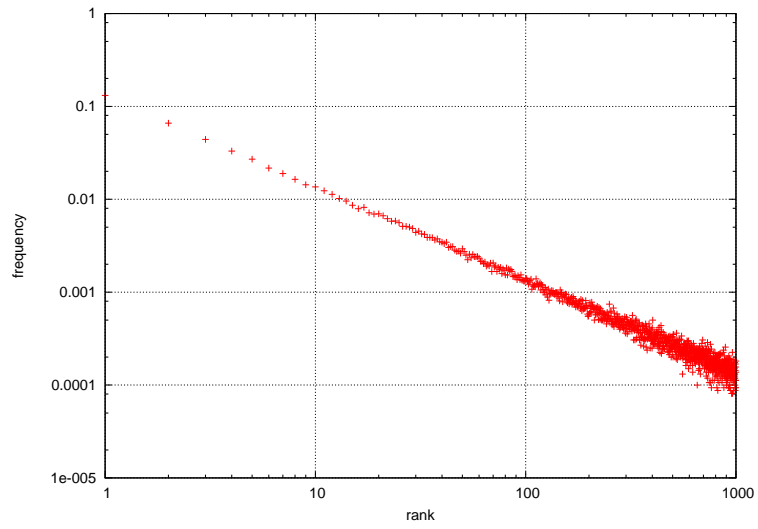


図 2: コンテンツの人気分布 ($\alpha = 1$)

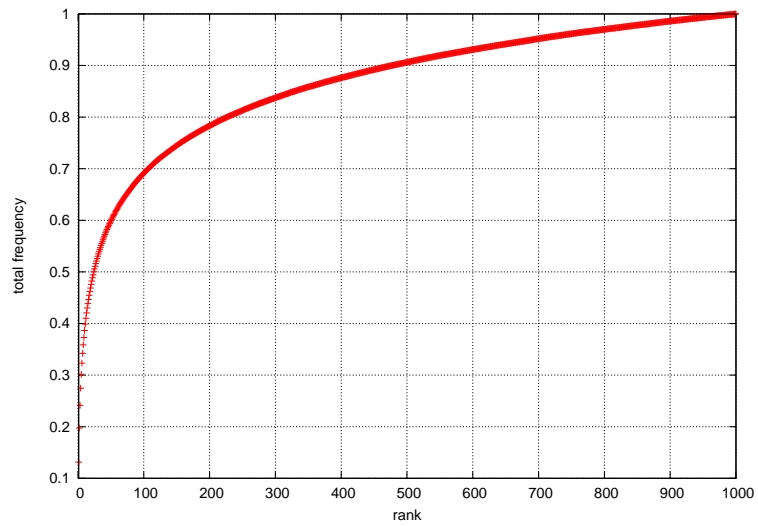


図 3: 上位コンテンツの個数ごとのコンテンツリクエストを占める割合 ($\alpha = 1$)

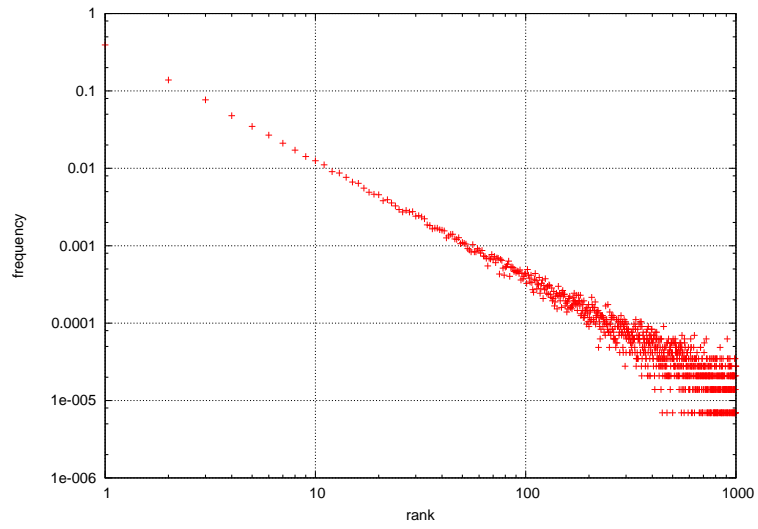


図 4: コンテンツの人気分布 ($\alpha = 1.5$)

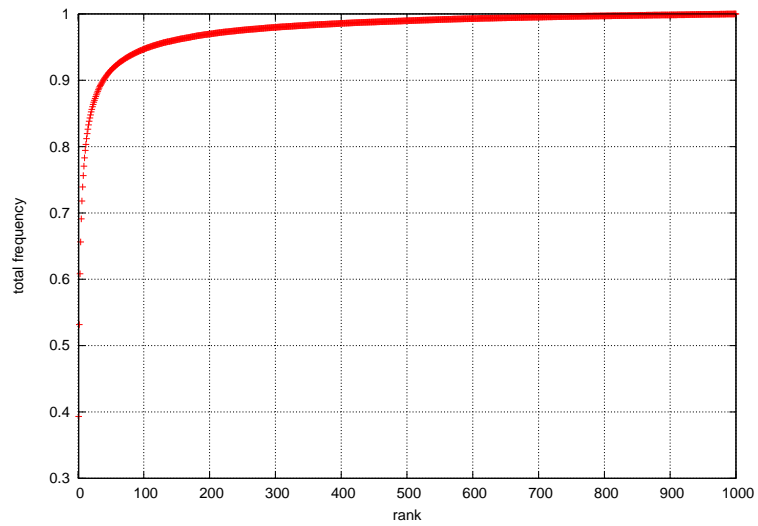


図 5: 上位コンテンツの個数ごとのコンテンツリクエストを占める割合 ($\alpha = 1.5$)

は各ノードから一様にランダムに発生するものとする。ただし、自身が持つコンテンツへのリクエストは発生しないものとする。また、直近のリクエストに対するコンテンツ取得が完了していない場合、同一のリクエストは発生しないものとする。

提案手法であるエンコードアドレスを使用する場合は、コンテンツに対するキャッシュは、3.3節で述べた確率的キャッシングに基づいて行われる。各ルータノードのキャッシュサイズは有限であり、キャッシュサイズ以上のコンテンツキャッシュが発生した場合のキャッシュ置き換えアルゴリズムは LRU (Least Recently Used) を用いる。

シミュレーションの評価は、十分にシミュレーションの結果が安定した段階で行う。すなわち、全てのノードのキャッシュが一杯になり、全てのノードのキャッシュヒット率が収束してから評価指標を計算する。キャッシュヒット率が収束してからさらに一定時間経過した段階でシミュレーションを終了し、これを乱数のシードを変化させて5回行い、その平均値を評価結果とする。

従来手法であるエンコードアドレスを使用しない場合と、提案手法であるエンコードアドレスを使用する場合について、それぞれルータノードのキャッシュサイズ (各 CCN ノードが格納できるデータチャンク数) を変化させて比較する。コンテンツ数は 10^3 とし、コンテンツの平均チャンク数を 10^2 とする。

エンコードアドレスを使用する場合は、コンテンツはランダムエンコードによって指定されたノードに初期配置されるものとし、キャッシングについては各ノードが $1/2$ の確率でキャッシュを行う (確率的キャッシング) ものとする。一方エンコードアドレスを使用しない場合は、各ノードはデータチャンクを常にキャッシュし、人気のあるコンテンツはある特定のノードに集中している状況を想定している。 $\alpha = 1$ 、 $q = 0$ の場合、図3より、人気順で上位25個、100個、500個のコンテンツによって、それぞれリクエスト全体の50%、70%、90%を占めていることが分かる。そこで、特定ノードに人気が集まるネットワークモデルを考える場合、人気の高いコンテンツ順に特定のノードに配置していけばよいことが分かる。本報告では、 $\alpha = 1$ 、 $q = 0$ において、人気上位のコンテンツより25個ずつを順にノードに初期配置した場合、および100個、500個ずつ初期配置した場合を考える。これにより、リクエストの頻度でみるとそれぞれ50%、70%、90%が特定のノードに集中している状況を実現できる。

また各ノードへの経路は、ダイクストラ法によってホップ数による最短経路があらかじめ求められているものとし、シミュレーション中経路変化はないものとする。

評価トポロジは、Web や論文 [18] で利用可能である Abilene、および Level3 トポロジを使用する。ただし、データとして用いたネットワークトポロジは図6、7に示すとおりコアネットワークのみであるため、エンドノードが接続された状態を考慮し、Abilene および Level3 それぞれに対して、各基幹ノードごとにそれぞれ5個、3個の端末ノードが接続さ

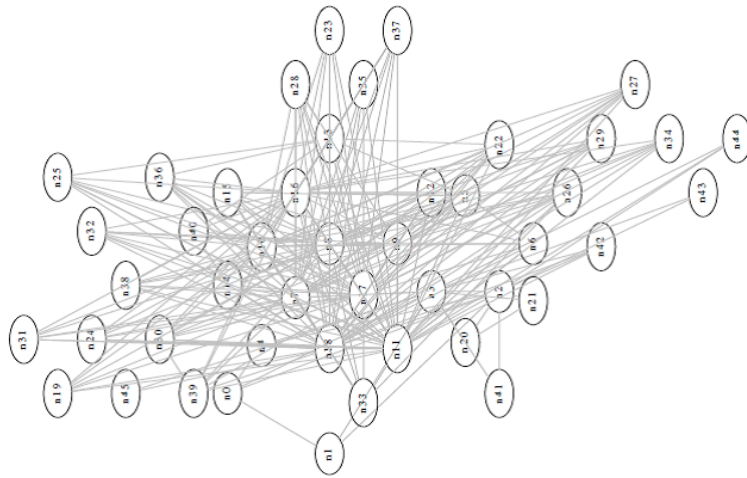


図 6: Level3 トポロジー

れたものを使用する。その結果、Abilene ではノード数 66、ノード間の最大ホップ数であるネットワークの直径が 7 となり、Level3 ではノード数 184、直径が 6 となる。図 8 に、各基幹ノードごとにそれぞれ 3 個の端末ノードが接続された Abilene ネットワークトポロジーの例を示す。

また、本報告ではキャッシュの利用効率を主対象としていることから、全てのノードがキャッシュを持つとし、回線容量は十分大きく、輻輳は発生しないとする。なお、全てのリンクに 10ms の伝搬遅延を与える。

以下、シミュレーションにおいては、初期配置された（キャッシュではない）コンテンツを持つノードをリポジトリと呼ぶ。

4.2 評価指標

評価指標として、キャッシュヒット率とパスストレッチを用いる。キャッシュヒット率は、リクエストメッセージが各ノードに転送されてきたときに、求めるデータチャンクがキャッシュに存在する確率である。つまり、ノード $1, 2, \dots, n$ が存在し、ノード n をリポジトリとした場合、ノード i がリクエストメッセージを処理した回数を I_i 、ノード i でキャッシュにヒットした回数を H_i とすると、キャッシュヒット率 C は式 (2) で表される。なお、本報告ではリクエストメッセージを生成したノードにおいてもまずキャッシュを確認し、ヒットしたかどうかを判断する。また、リポジトリにおいてもまずキャッシュを確認するものとし

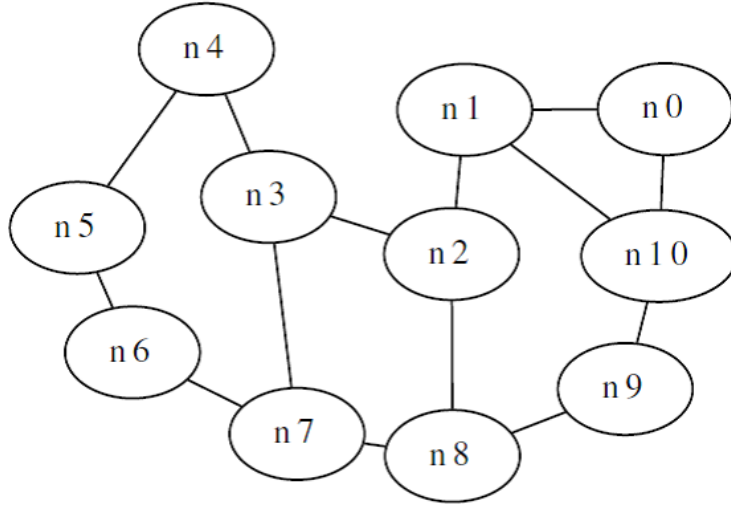


図 7: Abilene トポロジー

ている。

$$C = \frac{\sum_{i=1}^n H_i}{\sum_{i=1}^n I_i} \quad (2)$$

本報告では、リクエストメッセージは求めるデータチャンクを持つリポジトリへルーティングされるため、キャッシュヒット率が高いことは、リポジトリを含むリポジトリへの経路上でコンテンツを発見する確率が高いことを意味する。よってキャッシュヒット率が高いことが望ましい。

パスストレッチとは、リクエストメッセージを生成したノードに要求したデータチャンクがフォワーディングされてきたときの、データチャンクが実際に経由したホップ数 d を、リクエストメッセージを生成したノードと求めるデータチャンクを持つリポジトリとの最短ホップ数 P で割った値の平均値である。例えば、ノード $1, 2, \dots, n$ が存在するとする。ノード i および j 間の最短ホップ数を $H_{i,j}$ 、ノード k が生成したコンテンツ c へのリクエストメッセージに対してノード l のキャッシュ (リポジトリ) が使われた場合、その回数を $D_{c,k,l}$ とする。また、コンテンツ c のリポジトリを r_c とする。ノード i が出したコンテンツ c へのリクエストメッセージの総数を $I_{c,i}$ 、コンテンツ c へのリクエストメッセージの総数を I_c 、リクエストメッセージの総数を I とすると、

$$I_{c,i} = \sum_l D_{c,i,l} \quad (3)$$

$$I_c = \sum_i I_{c,i} \quad (4)$$

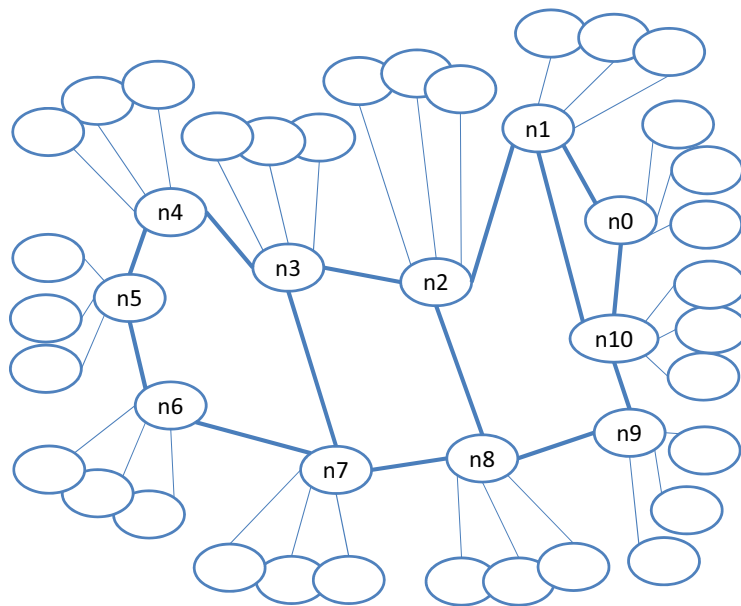


図 8: 使用する Abilene トポロジーの例

$$I = \sum_c I_c \quad (5)$$

となり、ノード i が生成した、あるコンテンツ c に対するリクエストメッセージについて、ノード j のキャッシュ (リポジトリ) が使われた場合、一つのリクエストメッセージに対するパスストレッチを

$$p_{c,i,j} = \frac{H_{i,j}}{H_{i,r_c}} \quad (6)$$

とすると、ノード i があるコンテンツ c に対してリクエストメッセージを出したときのパスストレッチの平均は式 (7) で表される。

$$p_{c,i} = \frac{\sum_j p_{c,i,j} D_{c,i,j}}{I_{c,i}} \quad (7)$$

また、あるコンテンツ c に対するパスストレッチの平均は式 (8) で表される。

$$p_c = \frac{\sum_i p_{c,i}}{N} \quad (8)$$

求めるパスストレッチの平均値は式 (9) で表される。なお C はコンテンツ数とする。

$$P = \frac{\sum_c p_c}{C} \quad (9)$$

式 (9) を計算し、整理した式を式 (10) に示す。

$$P = \frac{I}{NC} \sum_c \sum_i \sum_j \frac{H_{i,j}}{H_{i,r_c} I_{c,i}} \quad (10)$$

この値が 1 以下ということは、リポジトリへの経路上のノードで求めるデータチャンクを見つけたことになる。よって、この値が小さいほど応答時間の短縮が実現できていることになる。

4.3 評価結果

評価トポロジを Abilene とし、Zipf の法則のパラメータ $\alpha = 1$ のときの、キャッシュヒット率を図 9、パスストレッチを図 10 に示す。横軸はキャッシュサイズであり、図中の “with Encoded Address” はエンコードアドレスを使用する場合の結果であり、“without Encoded Address” はエンコードアドレスを使用しない場合の結果を示している。なお、“without Encoded Address” に付加された割合は人気のあるコンテンツを多数持つある特定のノードにコンテンツリクエストの何パーセントが集中しているのかを示している。

図9より、まず、エンコードアドレスを使用する場合と、エンコードアドレスを使用せずアクセス頻度の集中が90%の場合の比較を行う。キャッシュサイズが1000の場合にキャッシュヒット率が5%から15%へと、3倍に向上していることが分かる。これは、エンコードアドレスを使用しない場合においてキャッシュサイズが5000の場合におけるキャッシュヒット率と同等であり、同じキャッシュヒット率を実現するために必要となるキャッシュサイズを1/5に縮小できることを示している。またキャッシュサイズ1000~10000において、キャッシュヒット率は10~15%向上していることが分かる。この理由として、ランダムエンコードアドレスと確率的キャッシングを用いて人気のあるコンテンツをネットワーク上に分散させ、キャッシュの置き換え頻度が減少したことが考えられる。次に、エンコードアドレスを使用する場合と、エンコードアドレスを使用せずアクセス頻度の集中が70%の場合の比較を行う。キャッシュヒット率の向上は特にキャッシュサイズの小さい1000~3000において大きく、約15%の向上が見られる。一方キャッシュサイズが大きくなるとキャッシュヒット率の向上の程度は小さくなる。具体的にはキャッシュサイズ10000の場合では、キャッシュヒット率の向上は5%にまで縮小される。これは、キャッシュサイズが大きくなることによってキャッシュの置き換え頻度が減少し、各ノードにキャッシュされるコンテンツの種類がエンコードアドレスを使用した場合およびエンコードアドレスを使用しない場合でほとんど相違がなくなるためであると考えられる。これは、集中の程度が大きい90%の場合において依然としてキャッシュヒット率が低いことから類推できる。集中の程度が大きくなることで人気ノードへのアクセス集中が発生し、経路上のルータのキャッシュ置き換えが高い頻度で発生するためである。最後に、エンコードアドレスを使用した場合と、エンコードアドレスを使用せずアクセス頻度の集中が50%の場合の比較を行う。キャッシュサイズが1000の場合、エンコードアドレスを使用した手法でキャッシュヒット率が8%から15%へ約2倍に向上していることが分かる。しかし、その差はキャッシュサイズが大きくなるに従って小さくなり、キャッシュサイズが3000の場合において、キャッシュヒット率の向上は4%まで縮小される。この理由も、キャッシュサイズが大きくなることによってキャッシュの置き換え頻度が減少し、各ノードにキャッシュされるコンテンツの種類がエンコードアドレスを使用した場合およびエンコードアドレスを使用しない場合でほとんど相違がなくなるためであると考えられる。

一方、図10を見るとパストレッチについては高々5%の短縮にとどまっており、ほとんど変化がないことが分かる。これは、実際に活用されているキャッシュが、両方式においてほとんど差がないことが理由であると考えられる。すなわち、実際に使用されるキャッシュはほとんどが置き換え頻度の小さいルータノードに存在するものであると考えられ、一方アクセスの集中するノード周辺のキャッシュについてはほとんど利用されていないためであると考えられる。

評価トポロジを Abilene とし、Zipf の法則のパラメータ $\alpha = 1$ のとき、キャッシュの置き換えアルゴリズムがキャッシュ性能に与える影響の評価を行う。比較を行うキャッシュ置き換えアルゴリズムとして、LRU とランダムを用いる。またエンコードアドレスを使用しない場合において、人気のあるコンテンツを多数持つある特定のノードにコンテンツリクエストの 5 割が集中しているとする。このときのキャッシュヒット率を図 11、パストレッチを図 12 に示す。横軸はキャッシュサイズであり、図中の “with Encoded Address” はエンコードアドレスを使用した場合の結果であり、“without Encoded Address” はエンコードアドレスを使用しない場合の結果を示している。

図 11 より、エンコードアドレスを使用する場合において、キャッシュ置き換えアルゴリズムが LRU である場合と、ランダムである場合の差は高々 2% でほとんど変化がないことが分かる。また、エンコードアドレスを使用しない場合において、キャッシュ置き換えアルゴリズムが LRU である場合と、ランダムである場合の差は高々 1% であり、これもほとんど変化がないことが分かる。理由として、コンテンツの人気を図 2 から分かるようにそこまで偏っておらず、さらに評価を行ったキャッシュサイズが小さかったことが考えられる。

図 12 より、手法間のパストレッチの差は高々 2% であり、ほとんど違いがないことが分かる。理由として、手法間のキャッシュヒット率の差が高々 5% であり、ほとんど差がないことが考えられる。

評価トポロジを Abilene とし、Zipf の法則のパラメータ $\alpha = 1.5$ のとき、キャッシュの置き換えアルゴリズムがキャッシュ性能に与える影響の評価を行う。比較を行うキャッシュ置き換えアルゴリズムとして、LRU とランダムを用いる。またエンコードアドレスを使用しない場合において、人気のあるコンテンツを多数持つある特定のノードにコンテンツリクエストの 8 割が集中しているとする。このときの、キャッシュヒット率を図 13、パストレッチを図 14 に示す。横軸はキャッシュサイズであり、図中の “with Encoded Address” はエンコードアドレスを使用した場合の結果であり、“without Encoded Address” はエンコードアドレスを使用しない場合の結果を示している。

図 13 より、エンコードアドレスを使用する場合において、キャッシュ置き換えアルゴリズムが LRU である場合と、ランダムである場合の差は高々 5% でほとんど変化がないことが分かる。また、エンコードアドレスを使用しない場合において、キャッシュ置き換えアルゴリズムが LRU である場合と、ランダムである場合の差は高々 2% であり、これもほとんど変化がないことが分かる。理由として、人気上位のコンテンツ 10 個でコンテンツリクエストの約 8 割を占めることにより、コンテンツの置き換わりはあまり発生せず、キャッシュ置き換えアルゴリズムの違いがキャッシュヒット率にそれほど影響を与えなかったことが考えられる。

図 14 より、手法間のパストレッチの差が高々 5% であり、ほとんど差がないことが分

かる。理由として、手法間のキャッシュヒット率の差が高々 8% であり、ほとんど差がないことが考えられる。

評価トポロジを Level3 とし、Zipf の法則のパラメータ $\alpha = 1$ のときの、キャッシュヒット率を図 15、パスストレッチを図 16 に示す。横軸はキャッシュサイズであり、図中の “with Encoded Address” はエンコードアドレスを使用する場合の結果であり、“without Encoded Address” はエンコードアドレスを使用しない場合の結果を示している。なお、“without Encoded Address” に付加された割合は人気のあるコンテンツを多数持つ特定のノードにコンテンツリクエストの何パーセントが集中しているのかを示している。

図 15 より、まず、エンコードアドレスを使用する場合と、エンコードアドレスを使用せずアクセス頻度の集中が 90% の場合の比較を行う。キャッシュサイズ 1000~10000 において、キャッシュヒット率は約 18% 向上していることが分かる。またキャッシュサイズ 1000 の場合の、エンコードアドレスを使用する場合のキャッシュヒット率は 22% であり、エンコードアドレスを使用しない場合のキャッシュサイズ 6000 の場合のキャッシュヒット率と同等である。よって同じキャッシュヒット率を実現するために必要となるキャッシュサイズを 1/6 に縮小できることを示している。次に、エンコードアドレスを使用する場合と、エンコードアドレスを使用せずアクセス頻度の集中が 70% の場合の比較を行う。エンコードアドレスを用いた場合によるキャッシュヒット率の向上は、キャッシュサイズ 1000~3000 の場合に最も大きく、約 15% 向上する。しかしキャッシュヒット率の向上はキャッシュサイズが大きくなるとその程度は小さくなる。具体的にはキャッシュサイズ 10000 においてキャッシュヒット率の向上は 7% となる。これは、キャッシュサイズが大きくなることにより、キャッシュの置き換え頻度が減少し、各ノードにキャッシュされるコンテンツの種類がエンコードアドレスを使用した場合およびエンコードアドレスを使用しない場合でほとんど相違がなくなるためであると考えられる。最後に、エンコードアドレスを使用した場合と、エンコードアドレスを使用せずアクセス頻度の集中が 50% の場合の比較を行う。キャッシュサイズが 1000 の場合、エンコードアドレスを使用した場合によりキャッシュヒット率が 12% から 22% へ約 2 倍に向上していることが分かる。しかしその差はキャッシュサイズが大きくなるに従って小さくなり、キャッシュサイズが 4000 の場合において、キャッシュヒット率の向上は 5% まで縮小される。この理由も、キャッシュサイズが大きいことによってキャッシュの置き換え頻度が減少し、各ノードにキャッシュされるコンテンツの種類がエンコードアドレスを使用した場合およびエンコードアドレスを使用しない場合でほとんど相違がなくなるためであると考えられる。

図 16 より、提案手法であるエンコードアドレスを使用する場合により、キャッシュサイズが 1000 の場合においてパスストレッチが 10% 短縮されることが分かる。また、エンコードアドレスを使用する場合と、エンコードアドレスを使用せずアクセス頻度の集中が 90%

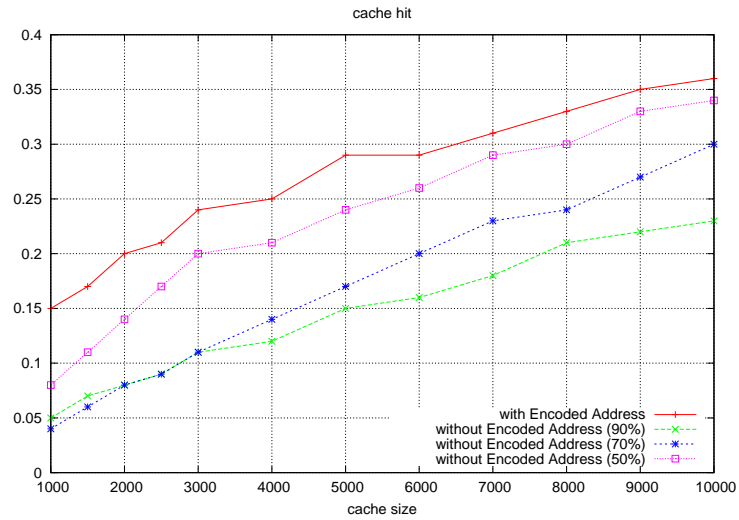


図 9: キャッシュヒット率 (Abilene, $\alpha = 1$)

の場合を比較すると、キャッシュサイズ 1000~10000 において、パスストレッチが約 10% 短縮されていることが分かる。一方エンコードアドレスを使用する場合と、エンコードアドレスを使用せずアクセス頻度の集中が 70%、50% の場合を比較すると、パスストレッチの短縮はキャッシュサイズが大きくなるに従って小さくなる。具体的にはアクセス頻度の集中が 70% の場合と比較したパスストレッチの短縮は、キャッシュサイズ 10000 の場合に 5%、アクセス頻度の集中が 50% の場合と比較したパスストレッチの短縮は、キャッシュサイズ 4000 の場合に 4% まで収縮される。これは、図 15 におけるエンコードアドレスを使用する場合とエンコードアドレスを使用しない各場合の関係に類似している。よってアクセスの集中するノード周辺のキャッシュの置き換わりの多発が提案手法によって軽減され、その結果としてキャッシュヒット率の向上、パスストレッチの短縮が達成されたと考えられる。

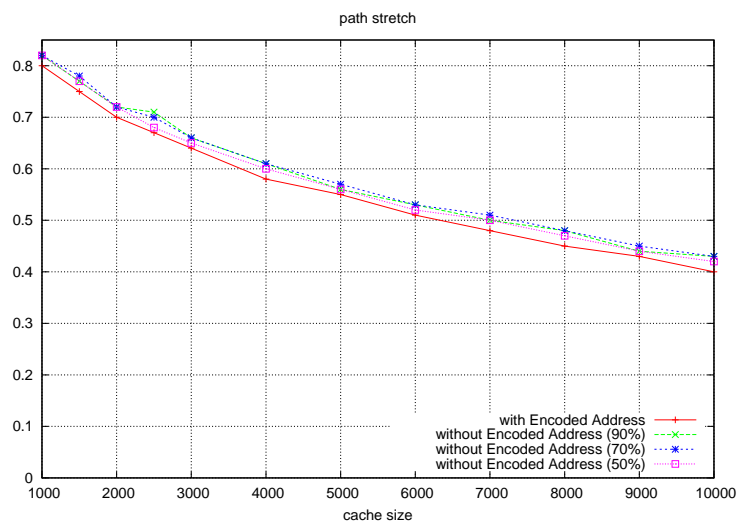


図 10: パスストレッチ (Abilene, $\alpha = 1$)

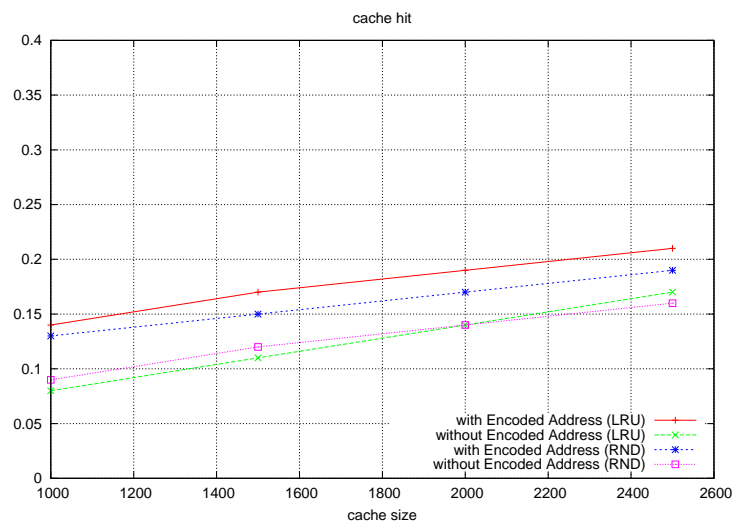


図 11: キャッシュヒット率 (Abilene, $\alpha = 1$, 人気の偏り 50%)

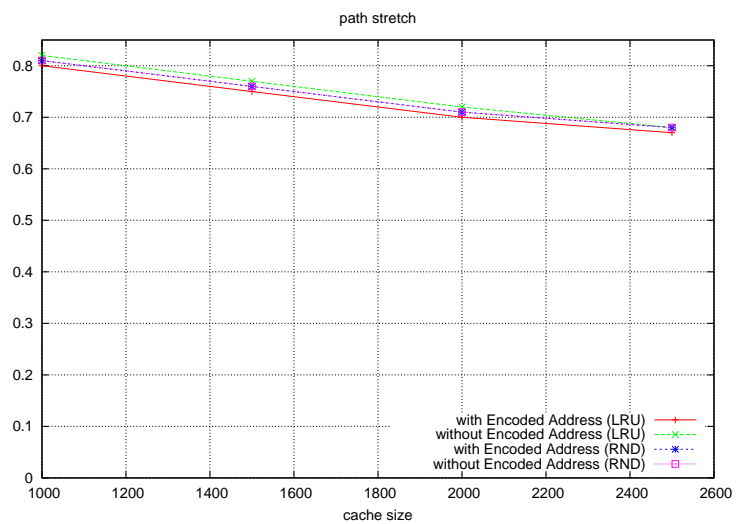


図 12: パスストレッチ (Abilene, $\alpha = 1$, 人気の偏り 50%)

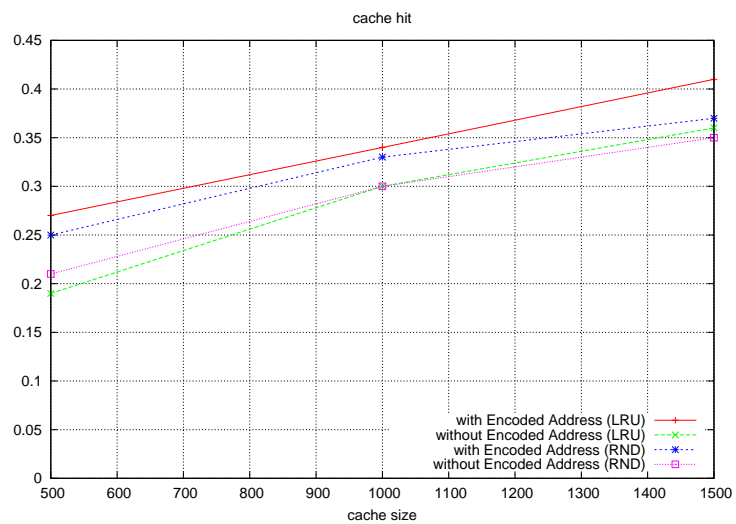


図 13: キャッシュヒット率 (Abilene, $\alpha = 1.5$)

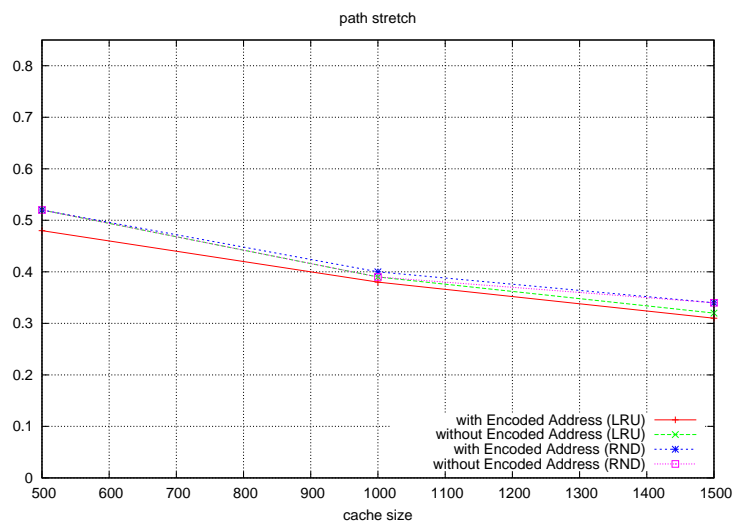


図 14: パスストレッチ (Abilene, $\alpha = 1.5$)

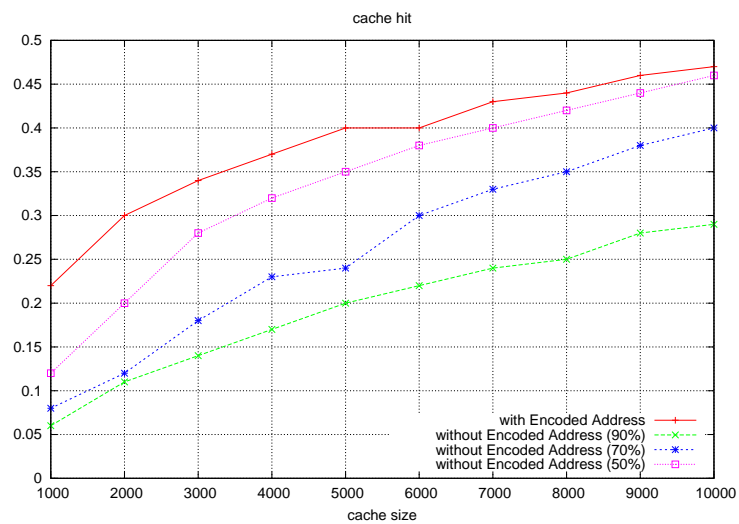


図 15: キャッシュヒット率 (Level3, $\alpha = 1$)

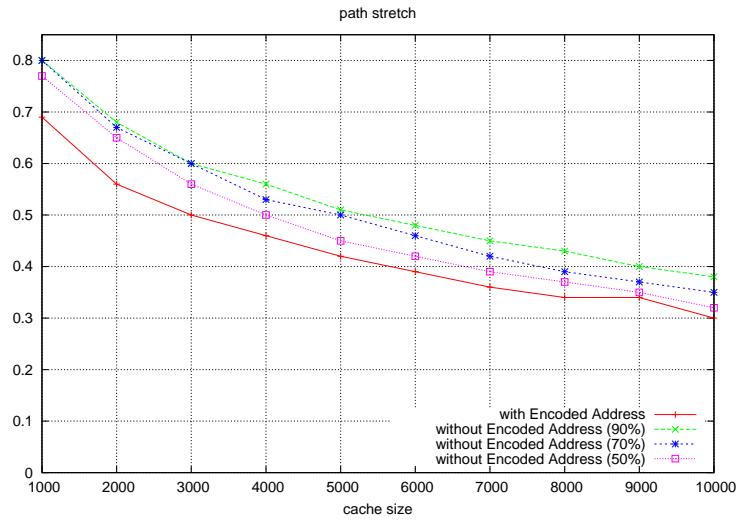


図 16: パスストレッチ (Level3, $\alpha = 1$)

5 終わりに

本報告では CCN におけるランダムエンコードアドレスと確率的キャッシングを用いたコンテンツ分散配置手法の提案とその評価を行った。この手法を用いることにより、コンテンツをネットワーク上に簡単に分散配置できるだけでなく、効果的なキャッシュ配置も実現することができる。さらに、既存の下位ルーティングプロトコルを用いてルーティングを行うので、コンテンツセントリックネットワークへの早期移行も期待できる。

本報告では、提案手法によって、キャッシュヒット率の向上、応答時間の短縮 (パスストレッチの短縮) が得られることを示した。今後の課題として、確率的キャッシングのパラメータを変えた場合の評価、コンテンツ数を変えた場合の評価が考えられる。

謝辞

本報告を終えるにあたり、丁寧かつ熱心なご指導を頂きました大阪大学大学院情報科学研究科の村田正幸教授、大阪市立大学大学院工学研究科の阿多信吾准教授に厚く御礼を申し上げます。また、大阪大学大学院情報科学研究科の荒川伸一准教授、大下裕一助教からは多くの助言を頂きました。ここに感謝の意を表します。最後に、本報告書作成に関する様々な質問に答えていただきました大岡睦氏をはじめとする村田研究室の方々にも感謝いたします。

参考文献

- [1] M. Busari and C. Williamson, “On the sensitivity of Web proxy cache performance to workload characteristics,” in *Proceedings of IEEE INFOCOM 2001*, pp. 1225–1234, Apr. 2001.
- [2] K. Park and V. S. Pai, “Scale and performance in the coblitz large-file distribution service,” in *Proceedings of 3rd Symposium on Networked Systems Design and Implementation (NSDI '06)*, pp. 29–44, May 2006.
- [3] M. Cai, A. Chervenak, and M. Frank, “A peer-to-peer replica location service based on a distributed hash table,” in *Proceedings of the ACM/IEEE SC2004 Conference on High Performance Networking and Computing*, p. 56, Nov. 2004.
- [4] A. Mondal, S. K. Madria, and M. Kitsuregawa, “Cadre: A collaborative replica allocation and deallocation approach for mobile-P2P networks,” in *Proceedings of Tenth International Database Engineering and Applications Symposium (IDEAS 2006)*, pp. 21–28, Dec. 2006.
- [5] G. Carofiglio, M. Gallo, L. Muscariello, and D. Perino, “Modeling data transfer in content-centric networking,” in *Proceedings of 23rd International Teletraffic Congress (ITC 23)*, pp. 111–118, Sept. 2011.
- [6] G. Carofiglio, M. Gallo, and L. Muscariello, “Bandwidth and storage sharing performance in information centric networking,” in *Proceedings of ACM SIGCOMM Workshop on Information-Centric Networking (ICN-2011)*, pp. 26–31, Aug. 2011.
- [7] E. J. Rosensweig, J. Kurose, and D. Towsley, “Approximate models for general cache networks,” in *Proceedings of IEEE INFOCOM 2010*, pp. 1–9, Mar. 2010.
- [8] D. Rossi and G. Rossini, “Caching performance of content centric networks under multi-path routing (and more),” *Technical report, Telecom ParisTech*, July 2011.
- [9] Q. Lv, P. Cao, E. Cohen, K. Li, and S. Shenker, “Search and replication in unstructured peer-to-peer networks,” in *Proceedings of the 2002 International Conference on Supercomputing*, pp. 84–95, June 2002.
- [10] P. Jokela, A. Zahemszky, C. E. Rothenberg, S. Arianfar, and P. Nikander, “LIPSIN: line speed publish/subscribe inter-networking,” in *Proceedings of ACM SIGCOMM 2009*, pp. 195–206, Aug. 2009.

- [11] N. Niebert, S. Baucke, I. El-Khayat, M. Johnsson, B. Ohlman, H. Abramowicz, K. Wuenstel, H. Woesner, J. Quittek, and L. M. Correia, “The way 4WARD to the creation of a future internet,” in *Proceedings of PIMRC 2008*, pp. 1–5, Sept. 2008.
- [12] N. Fotiou, P. Nikander, D. Trossen, and G. C. Polyzos, “Developing information networking further: From PSIRP to PURSUIT,” in *Proceedings of BROADNETS 2010*, pp. 1–13, Oct. 2010.
- [13] V. Jacobson, D. K. Smetters, J. D. Thornton, M. F. Plass, N. H. Briggs, and R. L. Braynard, “Networking named content,” in *Proceedings of ACM CoNEXT 2009*, pp. 1–12, Dec. 2009.
- [14] T. Koponen, M. Chawla, B.-G. Chun, A. Ermolinskiy, K. H. Kim, S. Shenker, and I. Stoica, “A data-oriented (and beyond) network architecture,” in *Proceedings of ACM SIGCOMM 2007*, pp. 181–192, Aug. 2007.
- [15] L. Zhang, D. Estrin, J. Burke, V. Jacobson, J. Thornton, D. K. Smetters, B. Zhang, G. Tsudik, D. Massey, C. Papadopoulos, T. Abdelzaher, L. Wang, P. Crowley, and E. Yer, “Named data networking (NDN) project,” Tech. Rep. NDN-0001, PARC, Oct. 2010.
- [16] T. Berners-Lee, L. Masinter, and M. McCahill, “Uniform Resource Locators (URL),” *RFC 1738*, Dec. 1994.
- [17] J. Choi, J. Han, E. Cho, T. T. Kwon, and Y. Choi, “A survey on content-oriented networking for efficient content delivery,” *IEEE Communications Magazine*, vol. 49, pp. 121–127, Mar. 2011.
- [18] N. Spring, R. Mahajan, and D. Wetherall, “Measuring ISP topologies with rocket-fuel,” in *Proceedings of ACM SIGCOMM 2002*, pp. 133–145, Aug. 2002.