

コンテンツオリエンテッドネットワーク

山本 幹^{†a)}

Content Oriented Network

Miki YAMAMOTO^{†a)}

あらまし 現在インターネットを流れるトラフィックの多くを占めるコンテンツ流通に対し、CDN や P2P などどこからコンテンツを得るのかという点には全く関心がなくコンテンツそのものが得られれば十分であるという、コンテンツオリエンテッドなサービスを提供している。ただし、このコンテンツ流通を支える情報流通基盤としてのネットワークアーキテクチャは、IP アドレスにより通信相手を指定していることから分かるようにロケーションオリエンテッドなものであり、ユーザに向けて展開されているサービスと下位のネットワークアーキテクチャに乖離が見られている。ネットワークアーキテクチャをコンテンツオリエンテッドなものに移行させ両者の乖離を解決しようという取り組みとして、コンテンツオリエンテッドネットワークの研究が近年活発に展開されている。本論文では、コンテンツオリエンテッドネットワークの歴史的背景から、近年その研究が活発になった経緯を説明し、現在提案されているアーキテクチャを紹介する。更に、最新の研究動向について、ルーティング、キャッシュ、トラフィック制御、セキュリティの分野での取組みを紹介する。

キーワード コンテンツオリエンテッドネットワーク、ネットワークアーキテクチャ、キャッシュ、ランデブー型通信モデル

1. ま え が き

現在ネットワーク上で流通するトラフィックは、最近の5年間にトラフィック量が8倍に増えているという量的な側面とともに、YouTube に代表されるビデオ転送トラフィックが既に全トラフィックの50%程度を占めている [1] ように、コンテンツ流通が主たるトラフィックとなっているという形で質的にも変化している。これに対応して、様々なコンテンツ配信技術が開発され、実用に供されている。

コンテンツ流通を支える情報転送基盤としてのインターネットは、その開発当初からホスト-ホスト間通信モデルをベースとしている。プロトコル階層の narrow-waist となる IP では、通信対象としてのホストを netid と hostid からなる IP アドレスで指定する。前者の netid は、ホストの場所を表す識別子である。すなわち、現在のインターネットでは、通信対象を場所に関連づけた識別子で識別しており、本質的に

ロケーションオリエンテッドな通信モデルに基づいている。

一方、現在ネットワーク上で流通する主たるトラフィックとなっているコンテンツ流通サービスでは、どのコンテンツが欲しいのか (what) という点が重要であり、どこからコンテンツを取得するのか (where) という点にはユーザは関心がないのが一般的である。例えば、現在広く普及している CDN (Content Delivery Network) では、複製コンテンツが地理的に分散された複製サーバに配置され、ユーザは状況に応じて適切なサーバからコンテンツを得ている。つまり、ユーザはコンテンツをどこから得ようが全く関心がない、という状況が既に現実のものとなっている。このように、インターネット上で展開されるコンテンツ配信サービスは、既にコンテンツオリエンテッドなものに移行している。

インターネットにおけるコンテンツ流通は、サービスの観点ではロケーションに依存しないコンテンツオリエンテッドなものになっているのに対し、その下で情報流通を支えるインターネットはロケーションオリエンテッドなアーキテクチャとなっており、サービスと情報流通基盤との間に大きな乖離が見られる。このよ

[†] 関西大学システム理工学部, 吹田市

Faculty of Engineering Science, Kansai University, Suita-shi, 564-8680 Japan

a) E-mail: yama-m@kansai-u.ac.jp

うな乖離をなくし、ネットワークそのものをコンテンツオリエンテッドなアーキテクチャへ変革しようという、コンテンツオリエンテッドネットワーク (Content Oriented Network: 以下 CON) の研究が近年活発に進められている [2]~[7]. 本論文では CON について、歴史的背景からその研究が近年活発になった経緯を説明し、現在提案されているアーキテクチャの紹介を行うとともに、最新の研究動向について述べる. なお、新しい研究分野であるため、CON という名称自体も普遍的に用いられているわけではなく、Content-Centric Network や Information-Centric Network などの名称も用いられる. 本論文中では、これらを統一的に表す用語として、CON を用いる.

本論文は以下の構成をとる. **2.** において、インターネットにおけるコンテンツ流通の変遷を説明し、現状のコンテンツ流通における技術課題を明らかにする. **3.** では、CON とは何かという点から説明し、CON のアーキテクチャとして代表的なものを紹介する. **4.** において、CON の実現に向け全世界で活発に進められている最新の研究動向を紹介する. **5.** は本論文のまとめであり、今後の方向性などについて論じる.

2. コンテンツ流通の変遷

2.1 CDN から P2P へ

インターネットの開発が進められた 1970 年頃は、telnet や FTP など特定のホストに接続することに主眼が置かれており、ホスト中心の通信モデルが一般的であった. この時点では、アプリケーションが提供する通信サービス並びにネットワークアーキテクチャの双方とも、ホスト間通信を中心とするロケーションオリエンテッドなものを採用しており、両者に乖離は見られない. 1990 年代前半の WWW の普及により、特定のホストに接続することが目的であるホスト中心の通信サービスから、特定のコンテンツを取得することを目的とするコンテンツ中心の通信サービスへと変化した. そして、人気のある Web サーバへアクセスが集中することへの対策として、CDN が開発された [8]. CDN では、ユーザからオリジナルサーバに向けてのコンテンツ要求に対し、DNS での名前解決時に適切な複製サーバを選択しその IP アドレスを返答することで、ユーザに全く意識させることなく接続ホスト (サーバ) が変更されることが一般的である. このため、既にどこからコンテンツが得られるかに関心がない、コンテンツオリエンテッドな通信サービスへ移行している.

CDN は複製サーバを用意するものの、負荷分散効果はサーバ選択手法に依存し、現状では距離が短いサーバを選択するケースが多く、トラフィック分散の根本的な解決には至っていない. P2P [9] は、BitTorrent のようにコンテンツを Chunk と呼ばれる小さな交換単位に分割し、複数のユーザからダウンロードする仕組みを用いている. 複数のホストからコンテンツを取得すること、各ホストでダウンロード先を適切に変更できることから、コンテンツ流通トラフィックがネットワーク内に面的に分散され、上記のトラフィック分散に対する根本的な解決が可能となる. 複数のホストから一つを選択しそこからコンテンツを取得する CDN と比較し、多数のホストから適切な複数ホストを選択した上でこれらからコンテンツを分割取得する P2P は、「どこから」や「誰から」コンテンツを取得するかという点に全く関心のない、完全なコンテンツオリエンテッドな通信モデルに移行している.

このように、アプリケーションやサービスの観点では、既にコンテンツオリエンテッドな通信モデルが一般的となり、その下のネットワークアーキテクチャはロケーションオリエンテッドなものであるという乖離が、既に普遍的に見られる状況にある.

2.2 Pub/Sub からコンテンツオリエンテッドネットワークへ

現状のインターネットにおいては、コンテンツオリエンテッドなサービスをネットワーク外部で実現するため、以下の技術的課題がある.

(1) ネットワーク外部でコンテンツ発見機能を実現するため、多くの手順を経てコンテンツのロケーションを決定しなければならない. すなわち、コンテンツ発見のオーバーヘッドが大きい.

(2) 位置情報やネットワーク内のトラフィック状況といったネットワークであれば簡単に得られる情報が十分に把握できないため、適切なロケーションにあるコンテンツを選択できず、非効率な転送となる. すなわち、コンテンツ転送のオーバーヘッドが大きい.

これまでネットワーク外部にあったコンテンツ発見の仕組み、並びにこれが外部にあったために難しかったコンテンツ流通の効率化の仕組みを、ネットワークが具備するものとして CON が定義できる. すなわち、これまでのロケーションベースの通信モデルに基づくインターネットアーキテクチャを、コンテンツオリエンテッドな全く新しいアーキテクチャへ変革するものとして、CON が位置づけられる.

インターネットが CON へ発展する過程で、Pub/Sub (Publish/Subscribe) が提案され [10], 実システムとして運用されている [11], [12]. Pub/Sub は、コンテンツ提供者である Publisher と、コンテンツ要求者である Subscriber の間で、非同期にコンテンツ授受を行うシステムであり、以下の二つの特徴を有する [10].

- Space decoupling

Publisher と Subscriber は、互いの情報を得ている必要はない。例えば、Publisher は誰が Subscriber として受信しているのか、またどれくらいの数の Subscriber がコンテンツを受信しているのかについて、全く知る必要はない。

- Time decoupling

Publisher と Subscriber は同時にアクティブである必要はない。例えば、Publisher は Subscriber がアクティブでない状態でコンテンツを生成してよい。

Pub/Sub は、通信モデルとして Publisher と Subscriber のランデブーポイントをネットワークが提供する形の、ランデブー型通信モデルを用いている。コンテンツ要求者は、所望コンテンツへの興味を示す「interest」メッセージをランデブーポイントに対して送信し、ランデブーポイントと要求者の間の関連付けを行う。この関連付けはある程度長期間保持され、Publisher が該当コンテンツを発信するごとに、この関連付けを保持している要求者に対しランデブーポイントを経由してコンテンツが配布される。この形態は Push 型コンテンツ転送であり、Pub/Sub は Push 型通信を基本とする。

CON もコンテンツ要求者が interest を送出し、そのレスポンスとしてコンテンツが返送されるという点だけを見れば、上記の Pub/Sub との類似性は高い。ただし、一般的に CON においては、後述するようにコンテンツ要求者が送出した interest を契機として、それに対するコンテンツ転送経路が暫定的に設定され、コンテンツ転送が終了するとこの転送経路は削除されるため、コンテンツ要求者とコンテンツ提供者は同時にアクティブであることが前提である。このため、CON では Time decoupling は必須条件ではない。CON で特に重視されるのは、Space decoupling であり、まさしく「どこから」若しくは「誰から」コンテンツが得られてもよいという特徴が重要である。また、コンテンツ転送形態から見ると、CON は一般的に Pull 型であり、この点も Pub/Sub と基本的に異なっている点である。

2.3 CON がもたらす利点

ネットワーク側がコンテンツ発見の仕組みを提供し、これにより効率的なコンテンツ転送を可能とする CON が実現されると、ネットワーク並びにユーザにとって以下の利点もたらされる。

(1) コンテンツ発見をネットワークが行うことで、これまで CDN においてネットワーク外部の DNS を経由するなどの手順に見られたオーバーヘッドが軽減され、迅速にコンテンツ発見を行える。

(2) ネットワークにおいてのみ知り得るトラフィック状況や複製サーバまでの距離などに対する正確な情報をもとにコンテンツ発見を効率的に行えるため、ユーザにとってはコンテンツ取得が速く行えるという利点、ネットワーク側にとってはネットワーク資源の効率的運用が行えるという利点がある。

(3) キャッシュを積極的に運用することで、(2) に示したものと同様の効果がユーザ側並びにネットワーク側の双方において期待できる。

(4) 従来は CDN 提供事業者を利用できる一部のユーザ（企業など）のみが効率的なコンテンツ配信を実現できたのに対し、ネットワークがコンテンツ発見並びにキャッシュなどのコンテンツ配信機能を提供することで、個人レベルで効率的なコンテンツ配信が可能となる。V. Jacobson ら [13] は、インターネットが情報発信の観点での民主化を実現したのに対し、CON はコンテンツ配信における民主化を実現できる点を利点として挙げている。

現在インターネットを流れるトラフィックの 50% がビデオコンテンツであること、更に 5 年後には 84% にまでその割合が増加すると予測されている [1]. このようなコンテンツ流通トラフィックの増大に対し、CON はキャッシュによる冗長トラフィック軽減、最適サーバからのコンテンツ取得、コンテンツ要求の集約による 1 対多通信の実現により、ネットワーク提供者側にはネットワーク資源の効率的運用という側面で、ユーザ側にはコンテンツ取得の高速化という側面で、恩恵をもたらすものと期待される。また、スマートフォンの普及に伴うコンテンツ流通トラフィックによるアクセス部無線資源の逼迫に対し、上記の 1 対多通信による効率化、更には「どこから」コンテンツを得ても問題ないというコンテンツオリエンテッドな特徴を巧妙に利用した無線 LAN オフロードの活用などで、CON の利用価値が更に高まることも期待される。

3. CONの実現に向けて

本章では、CONを具体的に実現するアーキテクチャとして、代表的なCCNについて紹介を行う。また、CONの普及に向けて取り組んでいるいくつかの研究例を紹介する。

3.1 CONのアーキテクチャ

ネットワークがコンテンツ発見のメカニズムをもつアプローチについては、TRIAD [14], i3 [15], DONA [16] などがある。これらは、コンテンツ転送に現状のインターネット、すなわちIPを用いることをベースとしている。これらの詳しい内容については、拙著論文[2]を参照されたい。本節では、コンテンツ発見とコンテンツ転送の双方共にコンテンツオリエンテッドなアプローチで取り組んだCONアーキテクチャとして、代表的なCCN(Content Centric Networks) [13], [17]を説明する。

CCNは、ユーザが送出したコンテンツ要求に対し、コンテンツがそのレスポンスとして返送されるという、Pull型のアーキテクチャを採用している。コンテンツ要求は「Interest」と呼ばれ、それに対するレスポンスは「Data Chunk」(以下データ chunk)と呼ばれる。コンテンツは一般的に適切なサイズのデータ chunkに分割され、Interestはデータ chunkを単位として送出される。

ネットワーク内のルータには、Interestのルーチング情報としてのFIB(Forwarding Information Base)が保持される。FIBはコンテンツ名をエン트리にもつルーチングテーブルであり、name-basedルーチングプロトコルにより作成される。Interestを受け取ったルータは、FIB内の該当するエントリに示されたインタフェース方向へとInterestを送出する。

Interestがルーチングプロトコルにより所望コンテンツを有するサーバへとルーチング処理されるのに対し、データ chunkはInterestのたどった経路を逆にホップバイホップで転送されることでユーザに届けられる。具体的には、各ルータでInterestが到着したインタフェースをPIT(Pending Interest Table)と呼ばれるテーブルに保持する。データ chunkは、このPITのエントリを各ルータでホップバイホップでたどりながらユーザへ転送される。データ chunk転送後はPIT内の該当エントリは消去される。FIBはルーチングプロトコルの更新による書換え頻度が低く比較的長期間保持されるのに対し、PITはInterest到着による

エントリ追加、データ chunk到着によるエントリ削除が行われるため頻繁に書換えが発生する。FIBはコントロールプレーンにより更新されるのに対し、PITはデータプレーンから更新が行われることがその要因である。

FIBのルーチングテーブルは、コンテンツを保持するサーバからの広告をもとに、各ルータが自身のカバーするコンテンツのname prefixを広告することで形成される。このルータからの広告に、現在のOSPFやBGPのメカニズムを利用できることが文献[13], [17]に示されている。なお、IPではループを回避するためにFIBにおいて1エントリに対し対応付けられる出力インタフェースは一つに限定されている。CCNでは、コンテンツをどこから取得してもよいというコンテンツオリエンテッドな考え方、データ chunkが転送されるとPITエントリが削除されることでループ発生が本質的に回避されていること、から同一コンテンツに対し複数出力インタフェースが対応付けられることも許容している。また、Interestが送出された後、対応するデータ chunkがまだ届いていない段階で、ルータの他インタフェースに同一コンテンツへのInterestが到着すると、単にこのInterestの到着したインタフェースをPITに加えるだけでよい。このとき、Interestは先に転送せず破棄する。これにより、1対多通信、すなわちマルチキャストが明示的なシグナリングを用いることなく実現でき、コンテンツ転送の効率化が期待できる。

CCNのルータ構成要素には、上記FIBとPIT以外に、コンテンツキャッシュ(以下キャッシュ)がある。IPでは一度バッファからパケットが転送されるとパケットは削除されるのに対し、CCNでは同一コンテンツへのInterestに対し再利用が可能であることから、到着したデータ chunkはキャッシュに保存される。

以上のCCNアーキテクチャに基づくコンテンツルータでの処理をまとめると、Interestが到着すると、(1)キャッシュに該当データ chunkが収容されていればここからデータ chunkを転送する、(2)キャッシュにない場合には、PITテーブルエントリに既に同一データ chunkエントリがあれば、Interestを破棄しこのInterestの到着インタフェースをPITエントリに加える、(3)PITエントリにもなければ、新たにこのインタフェースをPITに加えた上で、InterestをFIBのルーチング情報の示す方向へ送出する。このように、コンテンツをどこから取得してもよいという概念を、

コンテンツ要求の適切な誘導, 1対多型へ展開できるコンテンツ転送, キャッシュからのコンテンツ転送の実現, という多面的対応で具現化したアーキテクチャとして, CCNが位置づけられる。

3.2 CON普及に向けた取組み

CONの普及に向けては, 現在Pull型通信モデルをベースとしているアーキテクチャの上に, 電話や会議システムなどの会話型アプリケーションを円滑に実装し様々なアプリケーションに対応することが必要となっている。

Pull型通信モデルでは, ユーザがコンテンツを取得するには既にコンテンツはサーバにより提供されており, ネットワーク内にこのサーバへのルーティング情報としてのFIBが形成されている。これに対し, 電話などの会話型アプリケーションでは, 発呼ユーザが電話をかける際には, 電話を受ける側は会話情報としてのコンテンツを何も発信していない。すなわち, 発呼ユーザがコンテンツ要求を送出する時点では, コンテンツがいまだ存在しない状況が一般的である。この問題を解決する手法として, V.Jacobsonら[18]はon-demand publishingという概念を提案している。各ユーザは電話を受ける際のランデブーポイントとして, potential publisherとしてのコンテンツ名を立ち上げ広告する。発呼ユーザは, このpotential publisher宛にInterestを送信し, これを受信側ユーザが受け取ると初めてコンテンツ(会話情報)を生成しpublishするという方法である。受信側ユーザは音声パケット(データchunk)ごとにInterestを生成する。

会話型のような1対1通信に加え, 会議型の多点通信に関しては, 音声会議アプリケーションとしてACT(Audio Conference Tool)[19]が提案されている。ACTは, 参加会議を発見するConference Discoveryと, その後発言者を見出すために用いるSpeaker Discoveryからなる。Conference Discoveryにおいては, まず発見される対象としての会議名がInitiatorより広告される。ユーザがACTを起動すると, 全会議に共通するname prefix(事前に周知されているもの)に対しInterestを送出する。各ルータのFIBには, 会議名の広告により全initiator向けのルーティングテーブルが形成されており, ユーザからの共通name prefix宛でのinterestは全initiatorに到着する。これらの動作により, ユーザは現在起動している会議情報を把握することができる。次に会議に参加する際には, 会

議の発言者を見出すSpeaker Discoveryを用いる。会議には, 例えば大規模会議であれば一部の参加者のみが発言するものもあり, また小規模会議では全参加者が発言する場合もある。この発言者を把握するために, 発言者共通のname prefix(全会議対象ではなく, 参加する会議のみの発言者に共通するprefix)に対しInterestを送出する。このInterestは, Conference Discoveryと同様の方法で全発言者に届き, そのレスポンスとして発言者を特定できる。その後は, 各発言者に対して音声パケットごとにInterestを発生することで, 会議音声を受信できる。

このような工夫により, Pull型通信モデルをベースとするCONにおいて, 円滑に会話型並びに会議型アプリケーションが実現でき, CONにおいて現在のインターネットアプリケーションの多くがサポートできる。

4. CONの研究動向

本章では, CONに対する最新研究動向を, コンテンツルータ, ルーティング, キャッシュ, トラヒック制御, セキュリティの各分野について紹介する。

4.1 コンテンツルータ

コンテンツルータに関しては, 構成要素であるCS(Content Store)[20],[21], FIB[22], PIT[23]に関する研究, 並びに各構成要素間の相互作用に着目しコンテンツルータの実現性を検討した研究[24]がある(表1)。

S.Arianfarら[20]の論文は, 筆者の知る限りではコンテンツルータに関する最初の論文であり, その後の多くの論文に引用されている。コンテンツルータのCS構成について, 従来のルータにおけるパケット転送のためのDRAMとSRAMによるバッファ構成を踏襲しつつ, これをCSすなわちキャッシュとして用いる方法を提示している。

表1 コンテンツルータの研究動向
Table 1 Research topics of content router in CON.

Content Store	・コンテンツルータのキャッシュ構成[20] ・コンテンツルータの通信品質制御[21]
FIB	・FIBをline cardに分散配置し, ルーティングの並列処理(Ceasar)[22]
PIT	・PITをコンテンツルータの各インタフェースへ分散配置し, 高速化(DiPIT)[23]
実現性評価	・データプレーンにおける, CS, FIB, PIT間の相互作用を簡単なモデルにより解析[24]

G.Carofiglio ら [21] は、CS に対しアプリケーションごとに使用メモリ領域を制御し、結果的にユーザの QoE を制御する試みを示している。CS でのメモリ領域制御法として、Priority storage management と Weighted fair storage management を提案している。前者はアプリケーションごとに優先権を付与し、キャッシュ replacement を優先権に応じて行うものである。データ chunk がキャッシュに空きがない状態で到着した場合に、このデータ chunk より優先権の低いものを replace 対象とするものである。後者は各アプリケーションに重みを付与し、キャッシュ領域の専有率が重みに比例する形となるよう replace を行うものである。本論文では、CCNx プロトタイプ実装ノードにより構成した簡単なツリーモデルを対象に、各アプリケーションに対し均等にキャッシュ領域を分配する方法を比較対象とし、提案 2 方式の評価を行い、提案したダイナミックなキャッシュ領域配分手法の有効性を示している。この論文にもまだ初期の検討段階であると記述されているように、更なる検討が必要ではあるが、コンテンツルータにおいて通信品質制御を行う方法を検討した興味深い研究である。

FIB に関しては、interest に対する name-based forwarding の高速化を実現する Caesar [22] の提案がある。Caesar では、FIB をルータの line card に分散配置して保持し、ルーティング処理を各 line card で並列処理させて高速化を実現している。コンテンツ name prefix の最初の要素 (/parc/videos/WidgetA.mpg であれば「parc」) のハッシュ値をコンテンツ ID とし、このコンテンツ ID の line card 数を法とする剰余をもとに interest を各 line card へ分散している。また、longest prefix match (LPM) を高速に行うために、コンテンツ ID が可変長であること、並びにその長さがどれくらいに収まるか分からないことへの対応として、分散 Bloom Filter を用いている。簡単な評価により、各 line card が 1 秒間に 1 億 6 千万個の interest、すなわち interest が 80 バイトと仮定した場合に 100 Gbps で処理可能であることなどを提示し、FIB の高速処理の可能性を示している。

PIT に関しては、上記の FIB の高速化手法と同様に、PIT を各インタフェースへ分散させる方法として、DiPIT [23] が提案されている。PIT では、interest の到着及びデータ chunk の到着の双方のタイミングで、書換えが発生することから、高速な動作が求められる。ルータで全インタフェースに対応する PIT を用

意した場合、全インタフェースの interest 並びにデータ chunk の到着タイミングに対応して処理が必要となるため、PIT の高速化は難しい。DiPIT では、インタフェースに到着した interest に対するエントリを、そのインタフェースに用意された PIT にのみ保存するという方法で、PIT の分散管理を実現している。各エントリに対する look up は、Bloom Filter (BF) を用いて高速化している。ただし、PIT では interest の到着に対しエントリの追加があり、データ chunk の到着に対しエントリの削除が行われるので、エントリの追加のみならず削除も頻繁に発生する。単純な BF を用いた場合、削除に対応できないため、DiPIT では counting BF という、拡張型 BF を用いている。Counting BF では、ビット位置を 0, 1 のみで表現する BF を拡張し、各ビット位置にマッチした回数をカウンタとして記録する。エントリを削除する場合には、このエントリに対応するビット位置のカウントを減ずることで、削除に対応した BF が実現できる。

D.Perino ら [24] は、コンテンツルータの各構成要素の個々の性能のみならず、構成要素間の相互作用を考慮しつつコンテンツルータの実現性を論じている。データプレーンだけに注目したうえで、データプレーンでの interest 及びデータ chunk の処理における、FIB, CS, PIT 間の相互作用を、簡単なモデルにより解析している。メモリ素子として何を使用するかにより、各構成要素の性能を求め、エッジルータ規模とコアルータ規模でのコンテンツルータの実現性を評価している。エッジルータに対しては現状のインターネットのエッジルータと比べ、多少のコスト増加で実現できる見通しを示している。コアルータに対しては相当のコストがかかることを示し、現状のルータ技術レベルでは、コンテンツルータの実現は難しいことを示している。この論文は現在のルータ構成に基づいたアーキテクチャをベースにコンテンツルータを構成した場合の限界を示したものであり、CON に適した形でのルータアーキテクチャなどのブレイクスルーが求められる。本節で紹介した、FIB の高速化を実現する Caesar [22]、並びに PIT の高速化を実現する DiPIT [23] は、インタフェースに必要な処理を分散させることで高速化を図るという工夫を施して、この限界を解決する方向性を示した論文である。今後 CON に適したルータアーキテクチャの検討が更に進むことで、大規模ネットワーク（コアネットワーク）に対応できるルータ構成の実現が期待される。

4.2 ルーチング

本節ではルーチングに対し、intra-domain ルーチングに関連した研究動向と、inter-domain ルーチングに関連した研究動向に分類して紹介し、その後ルーチングに関する他の研究例を紹介する（表 2）。

Intra-domain ルーチングに関連した研究として、FIB における複数パスに対する選択手法を扱った論文[25]と、FIB の作成を広告のみで行うのか、一部フラディングによる発見手法を用いるのか、という点で FIB の実現性を検討したものの[26]がある。前者は、同一コンテンツに対する FIB エントリが複数存在する場合に、蟻コロニー最適化を用いて最適パスを選択し、その方向にのみ interest を送出する方式 SoCCeR を提案している。この最適パスを算出するために、各コンテンツに対し Interest Ant と呼ばれる制御用パケットを定期的に出し、同一コンテンツを提供する複数サーバの負荷と RTT を計測している。この計測値をもとに、各サーバのフェロモン値（実際には各ルータにおけるインタフェース方向ごとのフェロモン値）を適宜計算し、そこから得られた選択確率の最も高いインタフェース方向にのみ、interest を送出することで最適パス選択を行っている。文献[13]において、FIB が複数エントリをもつ際に、全インタフェースへ interest を送出するという方法以外に、最適サーバ方向へと送出する可能性が述べられているが、SoCCeR はその観測方法も含め具体的な方式を提示した最初の研究例である。

後者の文献[26]では、intra-domain ルーチングにおいて、(1) Exploitation: FIB に全コンテンツのエントリがあり、これに基づき interest が送出される、(2) Exploration: FIB を用いず interest をフラディングすることによりコンテンツ発見を行う、(3) Hybrid:

人気のあるコンテンツについてはキャッシュにより動的にロケーションが変動する可能性があるため Exploration によるコンテンツ発見を適用し、人気のないコンテンツには Exploitation を適用する、の三つの方法を対象に評価を行っている。(2) の Exploration については、最初のデータ chunk 取得に対する interest については Exploration を、それ以降の同一コンテンツの後続データ chunk には最初の interest で形成された FIB による Exploitation を適用する、chunk モードと呼ぶ方式を提案している。Exploration を適用する人気の高いコンテンツの割合を変化させて評価を行い、Hybrid によって FIB エントリ数を抑制しつつ、キャッシュなどにより動的に変化するコンテンツ配置に柔軟に適應できることを示している。

Inter-domain ルーチングに関する研究では、BGP のポリシーが CON では現状のもの大きく異なる可能性を論じたものがほとんどである。J.Rajahalme ら[27]は、CON の出現が inter-domain ルーチングに与える影響について検討している。Tier-1 にとっては、CON で実現される synchronous transmission としてのマルチキャスト、並びに asynchronous sharing としてのキャッシュ、のいずれもトランジットトラヒックの減少をもたらし、収入の減少へつながる。このため、Tier-1 は CON を積極的に導入しようというインセンティブがない。ただし、下位の AS にとっては、自らが上位へ支払うコスト削減の方向に向かうため、CON 導入のインセンティブが高いことも本論文は示している。また、ネットワークキャッシュの導入により、従来の packet forwarding level routing よりも更にき細かい data-oriented inter-domain peering が可能となることも提示している。具体的には、例えばキャッシュコンテンツに対し、その name を積極的に広告するなどのダイナミックなアプローチの可能性を示している。

S.DiBenedetto ら[28]は、上記文献[27]と同様の考察を、CCN に特化した形で展開している。Inter-domain ルーチングポリシーとして、コンテンツキャッシュに対する経済的インセンティブに基づく新しいポリシーが出現する可能性を論じている。具体的には、ピアリングにより接続される AS 間で互いのキャッシュを共有することでトランジットトラヒックを削減でき、上位 AS へのコストが削減できる Cache Sharing というポリシー、更にトランジット接続している上位 AS へ対し下位 AS がキャッシュコンテンツを提供するこ

表 2 ルーチングの研究動向
Table 2 Research topics of routing in CON.

intra-domain	<ul style="list-style-type: none"> •SoCCeR[25]:FIBにおける複数エントリ中の最適パス選択手法 •FIBを用いるinterestルーチング(Exploitation)と用いないinterestフラディング(Exploration),及び両者の融合方式の比較[26]
inter-domain	<ul style="list-style-type: none"> •CONの出現がinter-domainルーチングに与える影響[27] •新しいinter-domainルーチングポリシーが出現する可能性を提示[28]
ルーチング全般	<ul style="list-style-type: none"> •CCNにおいては、コントロールプレーンとデータプレーンが分離されていないことから、コントロールプレーンのオーバーヘッドが大きい[29] •トラヒックタイプに応じた新しいルーチング[30]

とで rebate を得る Routing Rebate ポリシーなどの可能性を提示している。また、マルチパスについては、トランジットトラフィックを増やす可能性があるため、複数経路のうち少数のものに制限することも選択肢となることを示している。

ルーチングに関する興味深い研究のその他のものに、CCN ではコントロールプレーンがデータプレーンから常に変更されるため、コントロールプレーンのオーバーヘッドが CON の性能を決定する要因の一つとなることを指摘した文献 [29] がある。従来のインターネットでは、ルーチングテーブル作成はデータプレーンと全く切り離された形で、制御用パケットを授受することで行われていた。CCN では、interest がルータに到着すると、その到着方向を示すポインタ (PIT のエンタリ) が形成され、更にデータ chunk が到着しこのポインタ方向へ送出されるとポインタの削除 (PIT エンタリの削除) が行われる。このように、データプレーンにより頻繁に PIT の書換えが行われるため、コントロールプレーンとデータプレーンに大きな依存関係が生じている。CCNx の実装を行った簡単なモデルを用い、interest 発生頻度によるデータ chunk 転送性能への影響を評価している。その結果、interest の過負荷状態により、データ chunk 転送性能が大幅に劣化することを示している。このことが DoS アタックに類似したセキュリティ問題を生じる可能性を、提示している。

他の観点での興味深い研究として、C.Tsipoulos ら [30] は、CON において単に name のみを識別子としてルーチングするのではなく、トラフィックタイプも識別すべきであると考え、channel というトラフィックタイプを提案している。VoIP などのストリーム型トラフィックを扱う場合、データ chunk それぞれに対し interest を送出すると、制御オーバーヘッドは非常に大きくなる。これを解決するため、channel に対しては persistent interest という新しい interest を導入している。Persistent interest に対して作成された PIT エンタリについては、データ chunk を転送してもこれを削除せず残すことで、これに続くデータ chunk が同一経路を通るようにしている。他に、ツイッターや emergency alert などの Push 型トラフィックに対応する、real-time document というトラフィックタイプも新しく提案している。Pull 型アーキテクチャである CCN において Push 型トラフィックを扱う点、並びに alert など重要情報を扱うので信頼性の高い通信が必

要である点から、Reliable Notification (NR) というデータ chunk を新たに導入している。NR はコンテンツ送信者から受信者に対して、リアルタイム情報が生成されたことを示すメッセージである。信頼性を確保するために、hop-by-hop での受領確認と再送を行っており、受信者には必ず RN が届くことを保証している。受信者は Persistent interest を用いてコンテンツ送信者との channel を先に形成し、NR はこの channel 上を転送される。NR にはリアルタイム情報を形成するデータ chunk 総数と第一番目の chunk 名が記載されており、受信者が RN で通知された受け取るべき全ての chunk を受け取れなかった場合には該当データ chunk に対する interest を送出し再送を促す。このように、Persistent interest により形成される channel を使って、Push 型トラフィックに対し RN を用いた受信すべき chunk 情報の通知と未受信データ chunk に対する interest 送出により信頼性を確保するという、巧みな方法を提案している。

4.3 キャッシュ

本章では、CON におけるキャッシュに対する研究動向について、その効果を論じた研究、Default-path 上のキャッシュ活用を目的とした研究、並びに Default-path 以外のキャッシュの活用を実現する研究に分けて、詳しく説明する (表 3)。

人気あるコンテンツは同一リンク上を多数回転送されることから、インターネット上を流れるトラフィック

表 3 キャッシュの研究動向
Table 3 Research topics of caching in CON.

CONにおけるキャッシュの効果	<ul style="list-style-type: none"> • CONにおけるネットワークキャッシュの効果への懐疑の見解 [34] • trace-driven analysisによるCONにおけるキャッシュの効果の評価 [35] ([34]の見解に対し効果があることを実験的に示す)
Default-Path キャッシュの活用	<ul style="list-style-type: none"> • WAVE [38] : ダウンロード時のマーク付けによるキャッシュ格納コンテンツの制御 • Age-based Cooperative Caching [39] : 人気に応じたコンテンツの階層配置をAgeを使って制御 • Probabilistic In-Network Caching [49] : コンテンツのキャッシュへの確率的収容による階層配置 • ネットワークポロジの特徴に応じたキャッシュ容量配分 [41] • ICN-RE [42] : キャッシュによるトラフィック削減をより積極的に実現
Default-Path以外のキャッシュ活用	<ul style="list-style-type: none"> • Time-shifted TVを対象に、近隣ルータ間でコンテンツを分散保持 [43] • コントロールプレーンにおけるキャッシュコンテンツの広告 [44] • Breadcrumbs [45] : コンテンツダウンロード時にキャッシュ誘導情報を作成し、コンテンツ要求のキャッシュへの誘導を行う

には大きな冗長性のあることが知られている [31], [32]. ネットワーク内のルータにキャッシュをもたせる CON では、プロキシなどエッジで対応する従来の方法に比べキャッシュをより積極的に運用できるため、この冗長性を大きく改善する効果が期待されている. ただし, A.Ghosi ら [33] は, 文献 [34] において Web キャッシュを Cooperative Cache へと展開させても, エッジでのプロキシキャッシュと比べて特段の効果がないことが報告されていることから, CON におけるネットワーク内キャッシュの効果に懐疑的な見解を示している.

これに対し G.Tyson ら [35] は, コンテンツ発生に Bittorrent でのトレースを, トポロジーには CAIDA におけるトレーストポロジーを用いて, trace-driven analysis を行い, CON におけるキャッシングの効果が大きいことを示している. 具体的には, エッジのみにキャッシュを置く Webキャッシングでは 11% の Interest が同一 AS 内にとどまるのに対し, CON でネットワーク内にキャッシュをもたせた場合には 32% となり, 効果が大きいことが示されている. この研究報告により, ネットワーク内キャッシュの有効性への疑問がある程度払拭され, 今後更にキャッシュに対する研究が活発化するものと期待される.

A.Ghosi ら [33] は, 文献 [36] において P2P アプリケーションである Kazaa におけるコンテンツ要求が Zipf 則よりもフラットな分布に従うことが報告されていることから, Zipf 則で期待される一部の人気コンテンツの収容によるキャッシュヒット率の向上もそれほど見込めないのではないかとという見解を示している. この点については, YouTube を対象に, 実測データにより Zipf 則が成立することが文献 [37] に示されている. このように, たとえ全アプリケーションについて Zipf 則が成り立たないとしても, 今後のコンテンツ流通の主たるトラフィックとなるビデオトラフィックにおいて Zipf 則が観測されることから, キャッシュの積極的展開が期待される.

CON におけるキャッシュに対する研究においては, ネットワーク内に分散する多数のキャッシュをいかに効率的に運用するかという観点で, キャッシュ間で保存するコンテンツを協調的に調整する方法が数多く検討されている. ただし, ネットワーク内のキャッシュを集中制御で協調させることは現実的ではないため, いかに分散制御で効率的に運用するかという点で様々な工夫がなされている. コンテンツ要求がキャッシュコンテンツを利用できる範囲は, 一般的には受信者が

コンテンツ要求を送出し, これをサーバへ転送する経路上に限られる (Cache-along-default-path と呼ばれる). これに対し, コンテンツ要求を default-path 以外の方向へ積極的に転送する方法も検討されている. 以下, キャッシュに関する研究動向を, この二つに分類した上で, 紹介する.

まず, Cache-along-default-path の範疇に入る研究動向を説明する. キャッシュが独立に収容コンテンツを管理している場合, 各キャッシュに収容されるコンテンツの分布はほぼ均一となり, Zipf 則に従う場合には人気のある一部のコンテンツのみがネットワーク内のキャッシュ全体にほぼ一様に分布する結果となる. 一般的には, 人気のあるコンテンツをよりユーザに近いキャッシュに, 人気のないコンテンツはユーザから遠くコア領域に配置する, すなわち人気に応じて階層的に配置することで, 全体として良い性能が得られる. このように配置した場合, 下位階層のユーザに近いキャッシュでは高いヒット率と低いレイテンシが, 上位階層のコア領域に位置するコンテンツに対してはコンテンツ要求の集約によるある程度高いヒット率が, 期待できる. このような考えに基づいた方式として, WAVE [38], Age-based Cooperative Caching [39], Probabilistic In-Network Caching [40] がある.

WAVE [38] では, ルータがデータ chunk を転送する際に, 下流方向ルータがキャッシュしてよい chunk をマークする方法をとっている. ルータ上をフルコンテンツ (多数の chunk で構成されるコンテンツ全体) が一つ転送されるたびに, マークする chunk を指数的に増加させる. 人気のあるコンテンツはより頻繁にルータを通過することから, この方法により人気のあるコンテンツについては下流方向にキャッシュしてよい chunk 数が指数的に多くなる. すなわち, ユーザに近いところにより人気の高いコンテンツが配置されることが期待できる.

Age-based Cooperative Caching [39] では, データ chunk に Age を保持するフィールドを設け, 各ルータでデータ chunk を転送する際に weight を Age に積算した上で加算する方法をとっている. また, weight はコンテンツの人気が高いほど大きい値をもつ (コンテンツの人気は既知と仮定している). 各ルータキャッシュでの replacement は, (1) コンテンツの Age が expire している, (2) キャッシュがフルである, という二つの条件が満足されたときに発生し, Age の大きいコンテンツがより長く残るポリシーである. すなわ

ち、人気の高いコンテンツ、そしてサーバからより遠い（ユーザにより近い）コンテンツが長くキャッシュに残ることとなり、先に説明した階層的配置が実現される。

Probabilistic In-Network Caching [40] では、コンテンツのキャッシュへの収容を確率的に行い、その確率計算においてサーバからのホップ数に占めるそのルータの相対的位置で重み付けしている。具体的には、サーバからルータまでのホップ数を分子に、受信者からサーバまでのホップ数を分母においた重みを確率計算に用いている。この重みを勘案することで、ユーザに近いルータにコンテンツがより高い確率でキャッシュされ、前述の階層的構成が実現される。

Cache-along-default-path に分類される研究には、キャッシュの階層化に向けた研究以外に、キャッシュ容量を各ルータのネットワークポロジにおける特徴に応じて不均一に割り当てる方法を検討したもの [41] や、キャッシュにおけるトラフィック冗長性の削減を更に積極的に行う方法を検討したもの [42] がある。前者の論文においては、ネットワークポロジにおける Centrality（中心性）に応じたキャッシュ容量配分を行った場合、すなわちルータに中心性の値に比例配分したキャッシュ容量を割り当てた場合の性能を評価している。六つの中心性定義に基づき評価を行い、中心性に基づき不均一にキャッシュ容量を割り当てた場合の性能が、中心性を考慮せず均一に割り当てた場合とキャッシュヒット率の観点で大きな差がないことを示している。評価では、キャッシュ容量を平均 10 GByte 用意しており、ネットワーク内のルータにある程度大きなキャッシュを用意すれば十分な性能が得られることを示している。後者の論文では、異なるコンテンツで共通するデータがあれば、それらを同一データ chunk として用意し、ネットワーク内キャッシュに格納し積極的に冗長性削除を試みる ICN-RE 方式を提案している。ICN-RE では、異なるコンテンツ間で共通する部分をコンテンツ送信者が抽出した上で、この共通部分を個別 chunk として構成する。ペイロード部情報に基づき作成される fingerprint と呼ばれる識別子を用いることで、異なるコンテンツ間でも、chunk 単位でキャッシュヒットできる環境を整えている (chunk 全体の情報をもとに、例えばハッシュ関数などで識別子を作成すると、ペイロード部が同一であってもコンテンツ ID が異なるため識別子が異なることとなる)。ネットワーク内キャッシュにおいてこの fingerprint を

用いた exact match によりキャッシュヒットを判定することで、コンテンツ間に同一情報がある場合 (例えば copyright information など) にキャッシュによる冗長性削除が可能となる。

受信者からサーバに至る経路 (Default-path) 以外のキャッシュに格納されたコンテンツを利用するアプローチとして、いくつかの提案がある。Z.Li ら [43] は、Time-shifted TV を対象に、同一 TV ストリーミングに属するデータ chunk を近隣ルータ間で分散保持する方法を提案している。具体的には各ルータにラベル i ($1 \leq i \leq k$) を割り当て、ラベル i のルータには $i, i+k, i+2k, \dots$ のデータ chunk、すなわち k を法とする剰余 i のデータ chunk を収容する。近隣 2 ホップ内のルータと情報交換した上で、各ルータのラベルを決定する。また、自身に到着した Interest に対し、もし自分が保持していないデータ chunk への Interest であれば、近隣の該当ラベルルータへ転送する。

Y.Wang ら [44] は、キャッシュされたコンテンツに対してコントロールプレーンにおける広告を行うことを検討している。すなわち、ルーティングプロトコルにおいて、キャッシュされたコンテンツの広告を行い、FIB 上にキャッシュへのルーティング情報を残す方法である。キャッシュコンテンツに対して広告範囲を限定すること、Bloom Filter を使ってキャッシュされたコンテンツ広告を行うこと、などにより広告する情報を圧縮することも検討している。この方法により、default-path 上にないキャッシュへの Interest の誘導が可能であるが、もし replacement などによりキャッシュ上のコンテンツがなかった場合には、新たにサーバ方向若しくは別のキャッシュへの誘導を行う fall-back mechanism が必要となることが示されているが、その具体的方法については提示されていない。

Default-path 以外のキャッシュへの誘導を行う上記二つの方法は、前者は Time-shifted TV のみを対象としている点及び近隣ルータ間で明示的に情報交換し協調するという複雑な手順が必要である点で、後者は何らかの fall-back mechanism が必要となる点で、実用的ではない。Implicit coordination を行い、かつ fall-back mechanism を必要としない方法として、Breadcrumbs [45] が提案されている。Breadcrumbs は、ロケーション ID によるルーティングが動作する環境をベースに、コンテンツオリエンテッドな誘導を行うものである。ユーザからのコンテンツ要求は、ロケーション ID によりコンテンツ提供サーバへと転送

される。コンテンツのダウンロード時に、経由する各ルータにおいてコンテンツの存在する方向を示すポインタである Breadcrumbs を残す。その後、別のユーザからのコンテンツ要求が該当する Breadcrumbs に遭遇すると、ホップバイホップでこのポインタをたどりキャッシュされたコンテンツへと誘導される。この方式では、キャッシュにたどりつかなかった場合には、ロケーション ID によりサーバ方向へとコンテンツ要求が転送されるという形で fall-back mechanism が用意されている。Breadcrumbs は、ロケーション ID によるルーチングをベースとしていることから、現在の IP ネットワーク上で部分展開可能である [46]。

4.4 トラフィック制御

インターネットにおいては、基本的にトラフィック制御の機能をネットワークは有しておらず、TCP ふくそう制御などエンド・エンド間の取り組みで対処することが一般的である。CON では、このようなエンド・エンド間のトラフィック制御を単純に適用することは難しい。その理由として、ネットワークキャッシュの積極的運用によりデータ chunk の送信者が単一とは限らないこと（例えば default-path 上の複数キャッシュが送信者となる場合など）、またマルチパスを許容することからデータの得られる経路がデータ chunk ごとに異なる可能性があること、から送信者が特定できないことがある。ただし、データの受信者は必ず特定でき変化しないことから、CON におけるトラフィック制御は Receiver-driven な方式である必要がある。

V. Jacobson ら [13], [17] らは、ネットワークキャッシュがトラフィック制御に与える影響として、ふくそうによるデータロスに対しキャッシュからの再送が行われることで、送信者から再送する場合に比べ、再送トラフィックの転送範囲がより小さく限定される点を挙げている。ふくそう発生時に再送トラフィックが更にふくそうを悪化させるふくそう崩壊 (Congestion collapse) が、この効果により回避できることが示唆されている。ただ、コンテンツ要求の一部のリンクやルータへの集中と、それに伴うデータトラフィックの集中は、CON においてもユーザのコンテンツ取得性能に悪影響を及ぼすことは自明である。また、たとえ Content Store でデータロスを回避できたとしても、その蓄積遅延による性能劣化が著しくなるため、データロス並びに遅延増加のいずれかの側面で問題が発生する。すなわち、ふくそう制御の重要性は CON においても明らかである。こういった観点から、CON においてもふくそう制

御の検討が進められている。これらは、大きく分けて、エンド・エンドアプローチをとるものと、ホップバイホップアプローチをとるものに分けられる (表 4)。

Receiver-driven でかつエンド・エンドアプローチをとる方式として、ConTug [47] と ICP [48] が提案されている。ConTug [47] においては、各送信者に対応したウィンドウを設定し、個々のウィンドウサイズをふくそう状況に応じて調整している。具体的には、初期状態においては単一のウィンドウを管理し、データ受信時に異なる送信者からのデータ chunk が到着するごとに、その送信者に対応するウィンドウを新規に設ける方法をとっている。コンテンツ要求を送信してからデータ chunk を受信するまでの時間 (RTT) をもとに、タイムアウトが発生する場合にふくそうと判断している。この判断は送信者ごとに判断し、それぞれのウィンドウサイズ決定に用いている。キャッシュを含めた複数の送信者を CON においてどう認識するのかという点や、多くの送信者ごとにウィンドウを管理する煩雑な方式であることなど、課題の多い方式ではあるが、CON 対応ふくそう制御としては筆者の調査した範囲では最初のものであり、多くの関連文献で引用されている。

ICP [48] は、データ chunk 受信者側がウィンドウベースで Interest 送出レートを調整する方式である。ウィンドウは ConTug のように送信者ごとに用意するのではなく、受信者が単一のウィンドウを管理する。最近受信したデータ chunk 20 サンプルにおける最大 RTT と最小 RTT からタイム値を決定し、Interest を送信してから該当するデータ chunk を受信するまでの遅延がタイム値を超えていればふくそう発生と判断している。このように、送信者の動的変化による RTT

表 4 トラフィック制御の研究動向
Table 4 Research topics of traffic control in CON.

エンド・エンドアプローチ	<ul style="list-style-type: none"> ・ConTug [47] : コンテンツ送信者(キャッシュを含む)ごとにウィンドウを設定し、受信駆動によるウィンドウ制御 ・ICP [48] : 受信駆動による単一ウィンドウを用いたウィンドウ制御、タイマによる輻輳検知
ホップバイホップアプローチ	<ul style="list-style-type: none"> ・Flow Aware Traffic Control [49] : データChunk 送出方向の公平帯域配分をDRRで実現、Interest 到着レートをこの公平配分にあわせるようレート制御 ・HR-ICP [50] : エンド・エンドのICPと、ホップバイホップ輻輳制御の組み合わせ方式 ・HoBHIS [51] : データChunk送出方向のインタフェースにおけるバッファ溢れを回避するための、Interestシェーピングによる輻輳制御

変動を考慮した形で、タイム値の設定を行っている。

V. Jacobson ら [13], [17] は、NDN において、受信者（データの受信者）が送出した Interest 一つに対しデータ chunk が一つ返送されること、Interest とデータ chunk は同一経路を逆方向にたどること、から Interest とデータ chunk が基本的にはネットワーク内のいずれの場所でもローカルにバランスしていることを示している。このことは、エンド・エンドアプローチをとらなくても、途中のルータで Interest 送出を抑制することで、トラフィック制御が実現できることを示唆している。この考え方に基づくホップバイホップアプローチに、Flow Aware Traffic Control [49]（以下 FATC）、HR-ICP [50]、HoBHis [51] がある。なお、これらも全て Receiver-driven な方式である。

FATC [49] では、データ chunk 伝送に対し公平な帯域配分を実現するために、ルータでのデータ伝送方向リンクにラウンドロビン方式 (Deficit Round Robin [52]:以下 DRR) を適用している。なお、データ chunk が公平帯域より高いレートで到着することを防ぐために、Interest の送出レート調整を行っている。具体的には、カウンタベースの方式を採用し、DRR により決定されるデータ chunk 送出レートでカウンタを増加させ、Interest の逆方向への送出によりカウンタを減少させるメカニズムを用いている。Interest が到着した時点のカウンタ値が要求データ chunk サイズに満たない場合にはその Interest を破棄し、DRR の許容する公平レート以上の Interest 送出を回避している。なお、データ chunk が一時的に大量に到着しバッファ溢れにより破棄された場合、並びに Interest がカウンタベースメカニズムにより破棄された場合のいずれにおいても、ルータから受信者（データの受信者）へ明示的にフィードバックを送出する。この際、ペイロード部が空のデータ chunk をふくそう通知用のシグナリングパケットとして用いるという巧みな方法を提案している。FATC では、エンドホスト側でもふくそう制御を施すことを検討しており、その一つの例としてふくそう通知パケットを受け取ると Interest 送出ウィンドウサイズを指数減少させ、通常のデータ chunk を正常に受け取るとウィンドウサイズを線形増加させる、ウィンドウベースのエンド・エンド型ふくそう制御の併用（ホップバイホップとの併用）を検討している。

HR-ICP [50] は、先に紹介したエンド・エンド型の ICP [48] の著者らが、ICP とホップバイホップふく

そう制御を組み合わせた方式として、新たに提案したものである。ホップバイホップの部分は、基本的には FATC と同様のカウンタベースの方式（文献 [50] では credit と呼んでいる）であるが、credit に対しある程度のバッファを用意したリーキーバケットを適用している点、ルータの下流リンク帯域のローカルな公平帯域配分だけを考慮した FATC とは異なり Max-Min Fairness を実現している点、が異なる。HR-ICP はエンド・エンドふくそう制御には ICP をそのまま適用している。また、FATC のような明示的フィードバックを用いていない。

HoBHis [51] は、データ送信方向のインタフェースに用意されたバッファのバッファあふれを回避するために、このバッファに滞留するデータ chunk 数を低く抑えるふくそう制御を提案している。バッファ内の滞留 chunk 数がしきい値を超えていれば逆方向への Interest 送出レートを下げ、超えていなければレートを上げる方式を採用している。Interest の送出レートはシェーピングにより実現している。このようなホップバイホップのふくそう制御をルータに適用した場合、あるルータで Interest 送出が抑制され、その結果 Interest が多く滞留し始めると、逆方向に抑制を伝搬させる back-pressure メカニズムが必要となる。文献 [51] ではその必要性のみを論じており、具体的な方式については今後の課題としている。

このように、CON におけるトラフィック制御についてはいくつかの提案が発表されているが、いずれも (i) Interest とデータ chunk が必ず同一経路を逆方向に通過することから、データ chunk のふくそう回避に Interest 送出レートを抑制するという形でルータが積極的に介在できること、(ii) CON ではキャッシュを利用可能であること、並びにマルチパスが許容されていることから、Receiver-driven な方式を採用していること、が共通する特徴である。ただ、いずれの方式もまだ検討初期の段階にあり、エンド・エンド方式とホップバイホップ方式の連携など、今後更なる検討、新方式の提案が望まれる。

4.5 セキュリティ

本章では、CON におけるセキュリティに関連する研究動向について述べる（表 5）。

CON においては、所望コンテンツを提供するどのホスト（サーバ）からでもコンテンツ取得が可能であることに加えて、ネットワーク内のキャッシュからのコンテンツ取得も可能である。このコンテンツオリエン

表 5 セキュリティの研究動向
Table 5 Research topics of security in CON.

CCNのコンテンツ名の脆弱性	CCNのURIを使ったコンテンツ名の脆弱性の指摘 [33]
namingにおけるセキュリティ	CONにおけるhuman-readable nameとself-certifying nameのセキュリティ [53]
要求大量発生による攻撃	データプレーンによるコントロールプレーンの書き換えが頻繁に起こるCCNでの、コンテンツ要求大量発生によるコントロールプレーンへの攻撃の可能性の指摘 [29]

テッドな特徴から、コンテンツ取得先に基づくセキュリティモデルの適用は難しく、コンテンツそのものに何らかのセキュリティ機能をもたせるコンテンツベースのセキュリティモデルの適用が検討されている [33].

コンテンツそのものにセキュリティ機能をもたせる手法として、CCN ではデジタル署名を用いている [13]. コンテンツ提供者が付与したデジタル署名により、改ざんされていないことを保証する完全性と、コンテンツ提供者の認証を行っている。この際重要な役割を担うのが、コンテンツ提供者の公開鍵である。A.Ghodsi ら [33] は、コンテンツの名前がこの公開鍵と容易に関連づけられないことの必要性を示している。この関連付けが容易であると、偽造コンテンツをコンテンツ名とそれに対応するデジタル署名とともに公開することで、ネットワーク内に蔓延させる攻撃が可能となる。この点で、A.Ghodsi らは CCN の URI を用いるコンテンツ名の指定は、コンテンツ名から容易にコンテンツを識別できる点でセキュリティ機能が脆弱であると主張している。

A.Ghodsi らは別の論文 [53] で、CON におけるコンテンツ名として二つのアプローチ、human-readable name と self-certifying name について、セキュリティの観点で以下のように議論している。前者は URI などをコンテンツ名に用い、ユーザがコンテンツ名からコンテンツを容易に識別できるものであり、デジタル署名によるセキュリティ機能を用いる。後者は、公開鍵のハッシュ値 P とラベル L (これは文献 [53] では human-readable name でもよいと記載されているが、文献 [33] の論点からはユーザには容易に識別できないフラットネームを用いることが要求される) の組み合わせをコンテンツ名とするものである。コンテンツ、コンテンツ名、公開鍵の 3 者間の関係において、human-readable name はコンテンツとコンテンツ名

の間の結合が、self-certifying name はコンテンツ名と公開鍵の結合が、非常に強固である。前述の偽造コンテンツによる攻撃に対しネットワークが対応するためには、ネットワーク内のルータがコンテンツ要求により提示されたコンテンツ名と公開鍵をもとに、コンテンツ要求への応答として返ってきたコンテンツに対し有効性の認証を行うことが求められる。もしこの認証を、受信者がコンテンツを受け取った段階で行うと、その受信者にとっては認証が可能であるが、その時点では偽造コンテンツが既にネットワーク内のキャッシュに蔓延しており、偽造コンテンツによる攻撃を防げない。human-readable name では、この受信側での認証をデジタル署名により行うことから、セキュリティ機能としての脆弱性があり、self-certifying nameの方が有効である。

なお、CON におけるセキュリティに対する脅威として、上記の偽造コンテンツ攻撃以外に、4.2 で述べたようにコンテンツ要求の大量発生による攻撃の可能性が指摘されている [29]. この論文で指摘されている Interest によるコントロールプレーンへの攻撃は、コントロールプレーンとデータプレーンが分離されているインターネットでは発生しないことから、CON 独自の技術課題として今後何らかの対策が検討されるべきである。

5. む す び

本論文では、CON についてアーキテクチャ並びにいくつかの観点での最新研究動向を紹介した。米国における NSF、欧州における FP7、更に日本での NICT 新世代ネットワークに関連するプロジェクトなど、CON 実現に向けた多くのプロジェクトが世界レベルで進められつつある。技術的側面では、このようなプロジェクト成果や、本論文で紹介した研究の更なる進展により、実用化に向けた進展がみられるであろう。ネットワークがコンテンツを意識した対応をとることから、著作権などの法制面での検討も含めた社会的取組みも併せて進められることが必要である。CON についての研究はここ数年で本論文で紹介したように様々な分野で進められつつあるが、まだその研究内容は初期的検討段階にあるとあって過言ではない。これらの研究が更に進展し、また有機的に連携することで、CON 実現に向けた更なる研究開発への取り組みが期待される。

謝辞 本研究の一部は、独立行政法人情報通信研究機構 (NICT) の委託研究「新世代ネットワークを支え

るネットワーク仮想化基盤技術の研究開発」による。ここに記して謝意を表す。

文 献

- [1] Cisco white paper, “Cisco visual networking index: 予測と方法論 2011~2016 年,” <http://www.cisco.com/web/JP/solution/isp/ipngn/literature/white-paper-c11-481360.html>
- [2] 山本 幹, “コンテンツオリエンテッドネットワーク—コンテンツ流通の新しい潮流,” 信学技報, NS2011-36, May 2011.
- [3] 山本 幹, “[特別講演] コンテンツオリエンテッドネットワーク—モバイル環境の観点から,” 情処学研報, vol.2011-MBL-60, no.7, pp.1-8, Nov. 2011.
- [4] 山本 幹, “コンテンツオリエンテッドネットワーク,” 信学誌, vol.95, no.4, pp.341-346, April 2012.
- [5] 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, March 2011.
- [6] B. Ahlgren, C. Dannewetz, C. Imbrenda, D. Kutscher, and B. Ohlman, “A survey of information-centric networking,” *IEEE Commun. Mag.*, vol.50, no.7, pp.26-36, July 2012.
- [7] B. Ahlgren, C. Dannewetz, C. Imbrenda, D. Kutsher, and B. Ohlman, “A survey of information-centric networking,” *Dagstuhl Seminar Proceedings*, Feb. 2011. [zxhttp://drops.dagstuhl.de/opus/volltexte/2011/2941](http://drops.dagstuhl.de/opus/volltexte/2011/2941)
- [8] F. Douglis and M. Kaashoek, “Scalable Internet services,” *IEEE Internet Computing*, vol.5, no.4, pp.36-37, July 2001.
- [9] E. Lua, J. Crowcroft, M. Pias, R. Sharma, and S. Lim, “A survey and comparison of peer-to-peer overlay network schemes,” *IEEE Communications Survey and Tutorials*, vol.7, no.2, pp.72-93, 2nd Quarter 2005.
- [10] P. Eugster, P. Felber, R. Guerraoui, and A. Kermarrec, “The many faces of publish/subscribe,” *ACM Computing Surveys*, vol.35, no.2, pp.114-131, June 2003.
- [11] TIB/Rendezvous White paper, TIBCO, Palo Alto, CA, 1999.
- [12] A. Carzaniga, D. Rosenblum, and A. Wolf, “Design and evaluation of a wide-area event notification service,” *ACM Trans. Comput. Syst.*, vol.19, no.3, pp.332-383, Aug. 2001.
- [13] L. Zhang, D. Estrin, J. Burke, V. Jacobson, J. Thornton, D. Smetters, B. Zhang, G. Tsudik, K. Claffy, D. Kriukov, D. Massey, C. Papadopoulos, T. Abdelzaher, L. Wang, P. Crowley, and E. Yeh, “Named data networking (NDN) project,” PARC Technical Report 2010-003, Oct. 2010. <http://named-date.net/ndn-proj.pdf>
- [14] M. Gritter and D. Chariton, “TRIAD: A new next-generation Internet architecture,” <http://www-dsg.stanford.edu/triad>, July 2000.
- [15] I. Stoica, D. Adkins, S. Zhuang, S. Shenker, and S. Surana, “Internet indirection infrastructure,” *ACM SIGCOMM 2002*, pp.73-86, Pittsburgh, Pennsylvania, Aug. 2002.
- [16] T. Koponen, M. Chawla, B. Chun, A. Ermolinskiy, K. Kim, S. Shenker, and I. Stoica, “A data-oriented (and beyond) network architecture,” *ACM SIGCOMM 2007*, pp.181-192, Kyoto, Japan, Aug. 2007.
- [17] V. Jacobson, D. Smetters, J. Thornton, M. Plass, N. Briggs, and R. Braynard, “Networking named content,” *ACM CoNext’09*, pp.1-12, Rome, Italy, Dec. 2009.
- [18] V. Jacobson, D. Smetters, N. Briggs, M. Plass, P. Stewart, J. Thornton, and R. Braynard, “VoCCN: Voice over content-centric networks,” *ACM CoNext Workshop ReArch’09*, pp.1-6, Rome, Italy, Dec. 2009.
- [19] Z. Zhu, S. Wang, X. Yang, V. Jacobson, and L. Zhang, “ACT: Audio conference tool over named data networking,” *ACM Workshop on Information-Centric Networking (ICN’11)*, pp.68-73, Toronto, Canada, Aug. 2011.
- [20] S. Arianfar, P. Nikander, and J. Ott, “On content-centric router design and implications,” *ACM CoNext Workshop ReArch’10*, Philadelphia, USA, Nov. 2010.
- [21] G. Carofiglio, V. Gehlen, and D. Perino, “Experimental evaluation of memory management in content-centric networking,” *IEE ICC 2011*, pp.1-6, Kyoto, Japan, June 2011.
- [22] M. Varvello, D. Perino, and J. Esteban, “Caesar: A content router for high speed forwarding,” *ACM Workshop on Information-Centric Networking (ICN’12)*, pp.73-78, Helsinki, Finland, Aug. 2012.
- [23] W. You, B. Mathieu, P. Truong, J. Peltier, and G. Simon, “DiPIT: A distributed Bloom-filter based PIT table for CCN nodes,” *IEEE 21st International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN 2012)*, pp.1-7, Munich, Germany, July 2012.
- [24] S. Perino and M. Varvello, “A reality check for content centric networking,” *ACM Workshop on Information-Centric Networking (ICN’11)*, pp.44-49, Toronto, Canada, Aug. 2011.
- [25] S. Shanbhag, N. Schwan, I. Rimac, and M. Varvello, “SoCCeR: Services over content-centric routing,” *ACM Workshop on Information-Centric Networking (ICN’11)*, pp.62-67, Toronto, Canada, Aug. 2011.
- [26] R. Chiochetti, D. Rossi, and G. Carofiglio, “Exploit the known or explore the unknown? Hamlet-like doubts in ICN,” *ACM Workshop on Information-Centric Networking (ICN’12)*, pp.7-12, Helsinki, Finland, Aug. 2012.

- [27] J. Rajahalme, M. Sarela, P. Nikander, and S. Tarkoma, "Incentive-compatible caching and peering in data-oriented networks," ACM CoNext Workshop ReArch'08, Madrid, Spain, Dec. 2008.
- [28] S. DiBenedetto, C. Papadopoulos, and D. Massey, "Routing policies in named data networking," ACM Workshop on Information-Centric Networking (ICN'11), pp.38–43, Toronto, Canada, Aug. 2011.
- [29] M. Wahlisch, T. Schmidt, and M. Vahlenkamp, "Bulk of Interest: Performance measurement of content-centric routing," ACM SIGCOMM'12, pp.99–100, Helsinki, Finland, Aug. 2012.
- [30] C. Tsilopoulos and G. Xylomenos, "Supporting diverse traffic types in information centric networks," ACM Workshop on Information-Centric Networking (ICN'11), pp.13–18, Toronto, Canada, Aug. 2011.
- [31] A. Anand, A. Gupta, A. Akella, S. Seshan, and S. Shenker, "Packet caches on routers: The implications of universal redundant," ACM SIGCOMM'08, pp.219–230, Seattle, WA, USA, Aug. 2008.
- [32] A. Anand, C. Muthukrishnan, A. Akella, and R. Ramjee, "Redundancy in network traffic: Findings and implications," ACM SIGMETRICS'09, pp.37–48, Seattle, WA, USA, June 2009.
- [33] A. Ghodsi, T. Koponen, B. Raghavan, S. Shenker, A. Singla, and J. Wilcox, "Information-centric networking: Seeing the forest for the trees," 10th ACM Workshop on Hot Topics in Networks (HotNets-X), pp.1–6, Cambridge, MA, USA, Nov. 2011.
- [34] A. Wolman, M. Voelker, N. Sharma, N. Cardwell, A. Karlin, and H. Leby, "On the scale and performance of cooperative web proxy caching," ACM SOSP'99 (Symposium on Operating Systems Principles), pp.16–31, Charleston, SC, USA, Dec. 1999.
- [35] G. Tyson, S. Kaune, S. Miles, Y. El-khatib, A. Mauthe, and A. Taweel, "A trace-driven analysis of caching in content-centric networks," 21st International Conference on Computer Communication Networks (ICCN'12), pp.1–7, Munich, Germany, July 2012.
- [36] K. Gummadi, R. Dunn, S. Saroiu, S. Gribble, H. Levy, and J. Zahorjan, "Measurement, modeling, and analysis of a peer-to-peer file-sharing workload," ACM SOSP'03 (Symposium on Operating Systems Principles), pp.314–329, Bolton Landing, NY, USA, Oct. 2003.
- [37] P. Gill, M. Arlitt, Z. Li, and A. Mahanti, "YouTube traffic characterization: A view from the edge," 7th ACM Conference on Internet Measurement (IMC 2007), pp.15–28, San Diego, CA, USA, Oct. 2007.
- [38] K. Cho, M. Lee, K. Park, T. Kwon, Y. Choi, and S. Pack, "WAVE: Popularity-based and collaborative in-network caching for content-oriented networks," IEEE INFOCOM 2012, 1st Workshop on Emerging Design Choices in Name-Oriented Networking, pp.316–321, Orland, USA, March 2012.
- [39] Z. Ming, M. Xu, and D. Wang, "Age-based cooperative caching in information-centric networks," IEEE INFOCOM 2012, 1st Workshop on Emerging Design Choices in Name-Oriented Networking, pp.268–273, Orland, USA, March 2012.
- [40] I. Psaras, W. Chai, and G. Pavlou, "Probabilistic in-network caching for information-centric networks," ACM Workshop on Information-Centric Networking (ICN'12), pp.55–60, Helsinki, Finland, Aug. 2012.
- [41] D. Rossi and G. Rossini, "On sizing CCN content stores by exploiting topological information," IEEE INFOCOM 2012, 1st Workshop on Emerging Design Choices in Name-Oriented Networking, pp.280–285, Orland, USA, March 2012.
- [42] D. Perino, M. Varvello, and K. Puttaswamy, "ICN-RE: Redundancy elimination for information-centric networking," ACM Workshop on Information-Centric Networking (ICN'12), pp.91–96, Helsinki, Finland, Aug. 2012.
- [43] Z. Li and G. Simon, "Time-shifted TV in content centric networks: The case for cooperative in-network caching," IEEE ICC 2011, pp.1–6, Kyoto, Japan, June 2011.
- [44] Y. Wang, K. Lee, B. Venkataraman, R. Shamanna, I. Rhee, and S. Yang, "Advertising cached contents in the control plane: Necessity and feasibility," IEEE INFOCOM 2012, 1st Workshop on Emerging Design Choices in Name-Oriented Networking, pp.286–291, Orland, USA, March 2012.
- [45] E. Rosensweig and J. Kurose, "Breadcrumbs: Efficient, best-effort content location in cache networks," IEEE INFOCOM 2009, pp.2631–2635, Rio de Janeiro, Brazil, April 2009.
- [46] T. Tsutsui, H. Urabayashi, M. Yamamoto, E. Rosensweig and J. Kurose, "Performance evaluation of partial deployment of breadcrumbs in contents oriented networks," Fifth International Workshop on The Network of The Future (Future Net V), IEEE ICC 2012, pp.7386–7390, Ottawa, Canada, June 2012.
- [47] S. Arianfar, J. Ott, L. Eggert, P. Nikander, and W. Wong, "A transport protocol for content-centric networks," IEEE International Conference on Network Protocols (ICNP 2010), Poster Session, Kyoto, Japan, Oct. 2010.
- [48] G. Carofiglio, M. Gallo, and L. Muscariello, "ICP: Design and evaluation of an interest control protocol for content-centric networking," IEEE INFOCOM 2012, 1st Workshop on Emerging Design Choices in Name-Oriented Networking, pp.304–309, Orland, USA, March 2012.
- [49] S. Oueslati, J. Roberts, and N. Sbihi, "Flow-aware traffic control for a content-centric network," IEEE INFOCOM 2012, pp.2417–2425, Orland, USA, March

- 2012.
- [50] G. Carofiglio, M. Gallo, and L. Muscariello, "Joint hop-by-hop and receiver-driven interest control protocol for content-centric networks," ACM Workshop on Information-Centric Networking (ICN'12), pp.37-42, Helsinki, Finland, Aug. 2012.
 - [51] N. Rozhnove and S. Fdida, "An effective hop-by-hop interest shaping mechanism for CCN communications," IEEE INFOCOM 2012, 1st Workshop on Emerging Design Choices in Name-Oriented Networking, pp.322-327, Orland, USA, March 2012.
 - [52] M. Shreedhar and G. Varghese, "Efficient fair queuing using deficit round robin," ACM SIGCOMM'95, pp.231-242, Cambridge, MA, USA, Aug. 1995.
 - [53] A. Ghodsi, T. Koponen, J. Rajahalme, P. Sarolahti, and S. Schenker, "Naming in content-oriented architectures," ACM Workshop on Information-Centric Networking (ICN'11), pp.1-6, Toronto, Canada, Aug. 2011.

(平成 24 年 11 月 14 日受付, 25 年 2 月 6 日再受付)



山本 幹 (正員:フェロー)

昭 58 阪大・工・通信卒. 昭 63 同大大学院博士課程了. 同大・工・通信・助手, 助教授を経て, 平 17 関西大・工・先端情報電気・教授 (改組により現在はシステム理工・電気電子情報). コンテンツ配信, トラヒック制御, 新世代ネットワーク及びこれらの性能評価に関する研究に従事. 平 7~8 マサチューセッツ州立大学 Visiting Professor (文部省在外研究員). 工博. IEEE, ACM, 情報処理学会会員. 平 14, 平 21 本会通ソネットワークシステム研究賞受賞.