社団法人　電子情報通信学会
THE INSTITUTE OF ELECTRONICS,
INFORMATION AND COMMUNICATION ENGINEERS

信学技報
TECHNICAL REPORT OF IEICE.

# ネットワークエッジにおける 重複トラフィック削減のためのIn-Networkキャッシュの検討

安藤　翔伍†　　中尾　彰宏†

† 東京大学 〒113–0033 文京区本郷 7–3–1
E-mail: †ando@nakao-lab.org, †nakao@iii.u-tokyo.ac.jp

**あらまし**　Youtube 等に代表されるビデオ共有サービスは，近年増加の一途を辿り現在ビデオトラフィックはインターネット全体で非常に高い割合を占めている．また，ビデオ共有サービスのトラフィックには，エンドユーザからの同じビデオへの重複なトラフィックが多数含まれている．この重複なビデオトラフィックはネットワークの様々な場所で問題となっている．本研究ではエッジネットワークでの重複トラフィック削減のため，ルータ上でキャッシュを行う In-Network キャッシュについての検討を行う．あるキャンパスネットワークにおける YouTube へのアクセスログを用い，以下の 3 つの In-Network キャッシュ手法 (パケットキャッシュをルータ・スイッチ上で実装する方法)，すなわち，(1) キャンパスゲートウェイルータ，(2) エッジネットワーク最外部，(3) 全てのエッジネットワークルータに配置する場合を比較を行う．そして，In-Network キャッシュにおけるエッジネットワークへの流入トラフィックにおける重複トラフィック削減効果の検証を行う．さらに，エッジネットワーク内部の各ルータにおける，重複トラフィック削減効果の検証も行い，In-Network キャッシュの有用性を示す．

**キーワード**　冗長削減，ネットワークキャッシュ，トラフィックエンジニアリング，コンテンツ指向ネットワーク

# A Study of In-Network Cache for Redundancy Elimination at Network Edges.

Shogo ANDO† and Akihiro NAKAO†

† The University of Tokyo, 7–3–1 Hongo, Bunkyo-ku, Tokyo, 113–0033 Japan
E-mail: †ando@nakao-lab.org, †nakao@iii.u-tokyo.ac.jp

**Abstract**　Network traffic conveying large content such as YouTube video steadily increasing in recent years now represents a very high proportion of the entire traffic flowing across the Internet. In addition, it is observed that such traffic transferring video streams includes high redundancy, since many users often access the same popular content at the same time. In this study, in order to eliminate redundancy near the edge of the network, using the traffic traces captured at a campus network gateway, we analyze YouTube access logs and replay the traffic under the following three scenarios of In-Network caching (enabling packet cache on routers and switches), (1) packet cache enabled at a campus gateway, (2) packet cache deployed at the very edge of the campus network, and (3) packet cache embedded in every router within the campus network. We evaluate how we can eliminate redundancy from the traffic flowing into the edge network through these three types of In-Network caching and show that we can reduce duplicate not only from in-coming traffic but also from the traffic within the campus network.

**Key words**　Redundancy Elimination, Network Cache, Traffic Engineering, Content Oriented Network

## 1. はじめに

近年，YouTube に代表されるビデオ共有サービスの利用が拡大しつつあり，インターネットのトラフィックを増加させる大きな原因となっている．ある統計によると，従来インターネットの全体のトラフィックに占める割合が最大であった P2P 通信を上回り，ビデオ共有サービスを含むビデオ通信が全体の 36-41%を占めるまで成長したという報告もある [1]．この傾向は今後も続くと考えられ，インターネットにおけるビデオトラフィックの負荷は，ネットワーク事業者，コンテンツ提供者共

にとって，大きな問題となっている．

また，インターネットのトラフィックの大部分を占めるビデオトラフィックには，多くの重複するトラフィックが流れていることが知られている [5], [6]．これまでの我々の調査では，あるキャンパスネットワークにおける，23 時間のキャプチャデータから，解析対象とした YouTube の通信の約 31%が冗長な重複するトラフィックであることを明らかにした [5]．この調査では解析対象であるネットワークにおける HTTP 通信の約 12%が，YouTube の通信であることも判明した．この結果から，ビデオトラフィックはエッジネットワークにおいても多大な負荷を掛けていると考えられる．同時に，これらビデオトラフィックの負荷を軽減するためには，この重複するトラフィックを削除することが効果的手段の 1 つであると考えられる．

一方で，CoreLab [2]，PlanetLab [3] に代表されるように，ネットワークの仮想化により従来のネットワークだと実現不可能であった高度な機能を持ったネットワークが実現可能となった．また，新世代ネットワーク構想におけるネットワーク仮想化 [4] のように，ネットワーク仮想化技術のプロトタイプ実装も始まっている．このようなネットワークの仮想化とその展開により，従来のエンド・ツー・エンド原則に縛られない，ネットワーク内部でのパケット処理 (In-Network プロセッシング) が有効な手段となりつつある．

現在，大容量コンテンツの配信には CDN(Content Delivery Network) が広く利用されている．CDN を利用することにより，ユーザはコンテンツを世界中に分散配置された CDN のうち，最近傍の CDN サーバからコンテンツをダウンロードすることが可能になる．これにより，通信は最近傍の CDN で終端することになり，冗長な通信の発生を軽減することが可能となる．しかし，CDN はコンテンツ提供者が配備する必要があり，また，CDN 未配備のエッジネットワーク内部のトラフィックにおいては削減効果を発揮しない．

本論文では，エッジネットワークを図 1 に示すように，企業や小規模な ISP，キャンパスネットワークなどに代表される，インターネットにおいてスタブ構造となっているネットワークと定義する．また,「エッジネットワークへの流入トラフィック」を，エッジネットワークのゲートウェイに流入するトラフィック,「エッジネットワーク内部のトラフィック」を，エッジネットワークに存在するゲートウェイルータを除くルータに流入するトラフィックの合計としている．そして，エッジネットワークにおいて，エンドシステム最も近いルータを,「エッジ最外部ルータ」としている．

本論文では，ネットワーク内部でのパケット処理技術を利用し，エッジネットワークのスイッチ，ルータにおいてキャッシュを有効にする手法を In-Network キャッシュ手法と定義し，トラフィック削減効果についての検討を行う．In-Network でのキャッシュ方式では，任意の 1 対のキャッシュ機能を持った ルータ間で，送信先ルータがキャッシュを持っている場合，各パケットを送信側で圧縮を実行し，受信側ルータでパケットの復元を行うことで，エッジネットワークにおけるトラフィック の削減を実現する．

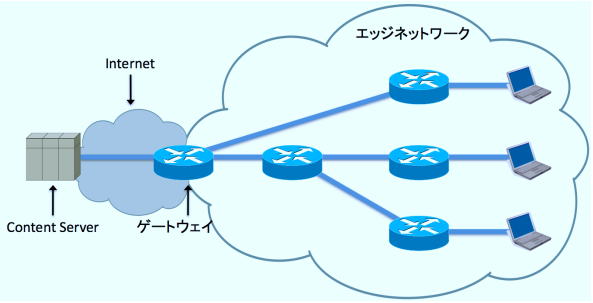


図 1　エッジネットワーク

本方式のエッジネットワークでの削減効果を，あるキャンパスネットワークからの 23 時間のキャプチャで得られた YouTube へのアクセスログを用いて検討を行う．In-Network キャッシュのキャッシュ位置を，図 6 に示すように，**(ケース 1)** ゲートウェイルータのみ，**(ケース 2)** エッジ最外部ルータのみ，**(ケース 3)** 全てのエッジネットワークルータ (ゲートウェイ，エッジ最外部も含む)，とし，トラフィック削減効果の比較シミュレーションを行った．

評価は，以下のように，キャッシュ容量に対し 2 つの前提を設定して行った．まず，(a) キャッシュ容量に制限を設けない場合を考える．エッジネットワークへの流入トラフィックにおいては，In-Network キャッシュ位置をゲートウェイルータとした場合 (ケース 1) と，全てのエッジネットワークルータとした場合 (ケース 3) に，最大の削減効果である 33%の冗長性の削減率を達成した．また，エッジネットワーク内部を流れるトラフィック量に関しては，キャッシュ容量を制限しない場合，In-Network キャッシュの位置を，ゲートウェイルータとした場合 (ケース 1) が 0%の削減率，エッジ最外部ルータとした場合 (ケース 2) が 18%の削減率である結果と比較して，全てのエッジネットワークルータの場合 (ケース 3) は 21%の削減率が得らる．

さらに，(b) エッジネットワークにおけるキャッシュサイズの総和を等しく取った場合のトラフィック削減効果を考える．In-Network キャッシュの位置を，ゲートウェイルータとした場合 (ケース 1)，このルータを経由する，つまり全ての YouTube のユニークトラフィックである 291.5GB を基準とし，キャッシュ位置を，エッジ最外部ルータとした場合 (ケース 2) の各ルータのキャッシュサイズを (291.5GB / エッジ最外部のルータ数) である 148.5MB，全てのエッジネットワークとした場合 (ケース 3) の各ルータのキャッシュサイズを (291.5GB / 全エッジネットワークのルータ数) である 127.1MB とした．

この条件では，最もエッジネットワークへの流入トラフィックの削減効率が高いのは，キャッシュ位置がゲートウェイルータの場合 (ケース 1) である．また，最もエッジネットワーク内部のトラフィックの削減効率が高いのは，キャッシュ位置がエッジ最外部ルータの場合 (ケース 2) となる．

本論文は以下のように構成される．2 章で関連研究を説明し，3 章で提案手法の詳細を示し，4 章で提案方式の評価と検討を行い，5 章でまとめをと今後の課題を示す．

## 2. 関連研究

我々は，これまでキャンパスネットワークにおける YouTube の冗長性解析を行なってきた [5]．あるキャンパスネットワークにおける 23 時間のトラフィック解析を行った結果，以下の知見を得た．図 2 に示すように，解析対象トラフィックには 465GB のビデオトラフィック (All Traffic) が含まれており，うち，ユニークなトラフィック (Unique Traffic) が 291GB であり，冗長なトラフィック (Redundant Traffic) が 174GB となっている．これは，YouTube への冗長なトラフィックが，解析対象トラフィックの 31%存在することを意味している．この冗長なトラフィックには局所性があり，図 3 に示すように，冗長なトラフィックの 50%が 30 分以内に，80%が 180 分以内に発生している．また，図 4 に示すように，同一ビデオコンテンツへのアクセスが 10 回より多いトラフィックは全冗長トラフィックの 6%に対し，同じビデオコンテンツへのアクセスが 10 回以下のトラフィックは 40%と，同一ビデオコンテンツによるアクセス局所性は少ない．

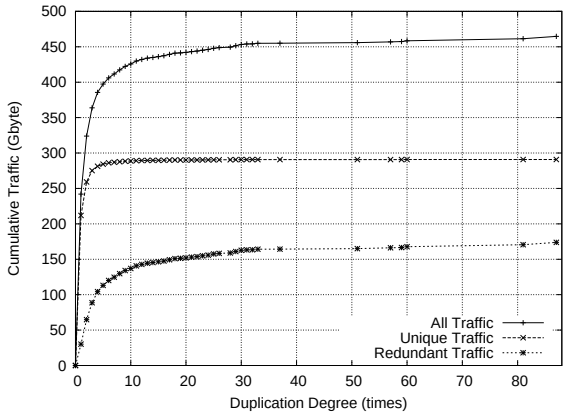


図 2　重複度ごとの累積転送容量

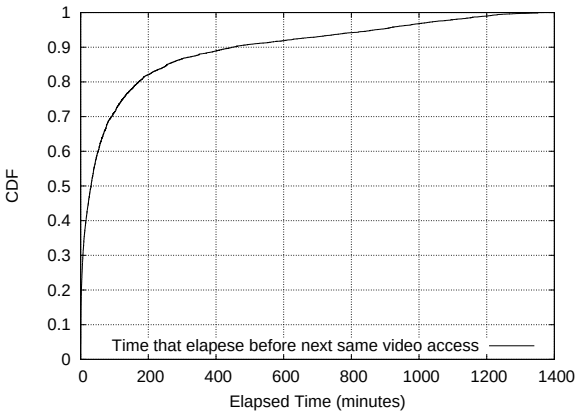


図 3　重複アクセスまでの経過時間

同様の，Zink らによるキャンパスネットワークにおける YouTube トラフィックの調査と，代替配布手段のシミュレーションのの調査がある [6]．彼らは，この調査を元に，トラフィックの合成データを生成し，それを用いて，Proxy 方式と P2P

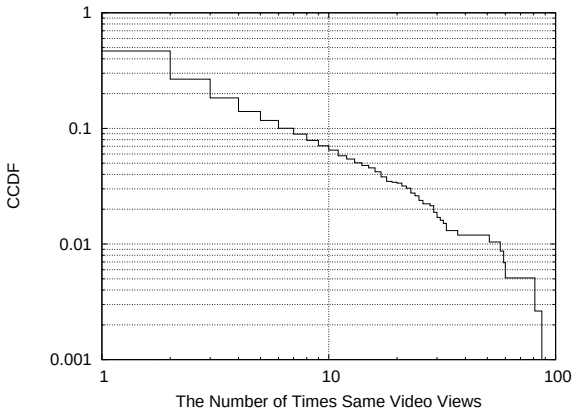


図 4　同一ビデオコンテンツへのアクセス頻度

方式のキャッシュにより YouTube ビデオコンテンツの代替配布手段の提案を行い，シミュレーションによる評価を行った．

ルータ上でのパケット処理を利用する，冗長削減の研究では，Yucheng らの CONIC [8] において，冗長削減と高速アクセスのためのコンテンツ指向のキャッシュシステムの提案がある．彼らは，ルータにはキャッシュのインデックス情報のみを持たせ，キャッシュをエンドシステムに配置することで，スケーラビリティの高いキャッシュシステムの提案を行った．同時に，トレースデータを用いたシミュレーションを行うことで，HTTP 通信の 25-50%のトラフィック削減効果を実現した．ルータ上のパケットキャッシュを実現させる研究では，Ashok らの SmartRE [9] がある．これは，ISP のネットワークにおいて，IP レベルでの冗長削減を目的としている．また，ルータ上にキャッシュを持たせる研究として，Jae らの Net-Serv [7] における，Active Netwroking での MicroCDN の提案がある．彼らは，JAVA 仮想マシン上でモジュール展開が可能な Active Netwroking の一例として，ルータ上にコンテンツ提供者がオンデマンドで配備可能な CDN である MicroCDN の提案などがある．

本論文で我々は，エッジネットワークおいて，複数ヶ所のルータ上にキャッシュを持たせる In-Network キャッシュの手法の提案を行う．これはエッジネットワークでの IP レベルでの冗長削減を目的としており，コンテンツへのアクセス経路を変更せず，パケットキャッシュを用いて冗長削減を実現する．本手法では，CDN や P2P ベースのキャッシュと異なり，エッジネットワークにおける冗長削減をコンテンツ提供者やエンドユーザではなく，ネットワークインフラ提供者が責任を持って展開するモデルを提案する．また我々は，代替配布手段である本手法による冗長削減の検討を，あるキャンパスネットワークの YouTube アクセスログを用いて行う．

## 3. 提案方式

我々が提案する In-Network キャッシュの手法では，図 5 に示すように，任意の 1 対のルータ間でパケットを圧縮して転送を行う方式を採用する．あるパケットが通過する経路上のルータに，そのパケットに対するキャッシュデータ存在する場合に，送

信元ルータによってパケットが圧縮された後，最もエンドユーザへ近いキャッシュを持ったルータ，すなわち送信先ルータまで転送される．その後，そのルータによって圧縮されたパケットは元のデータへと復元される．また，どの経路上のルータにおいても，キャッシュされていないパケットは，圧縮処理を行わず，通常のパケットの状態で転送が行われる．

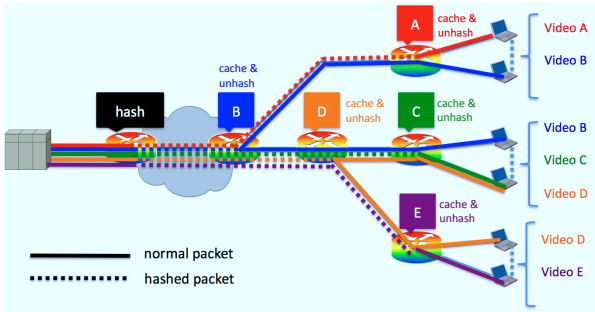


図 5　In-Network キャッシュ方式

通常，エッジネットワークにおけるキャッシュは，図 6-(1) の位置に相当するゲートウェイに設置されるか，あるいは，図 6-(2) の位置に相当するエンドユーザに対して最近傍のエッジに配置される．一方，提案方式である In-Network キャッシュでは，図 6-(3) に示すように，ネットワーク上の個々のルータがキャッシュを持つ事により，キャッシュ位置の分散配置が可能であり，キャッシュを適切に配置することにより，効率の良い重複トラフィックの削減の実現を目指す．

今回の検討では，In-Network キャッシュの位置を．ゲートウェイルータ (ケース 1)，エッジネットワーク最外部ルータ (ケース 2)，全てのエッジネットワークルータ (ケース 3) とした場合における，YouTube を用いた重複トラフィック削減効果の有用性を検証し，In-Network キャッシュプロトコルの実装とキャッシュ位置の配置の検討を行うことを目的とする．

本研究では，キャッシュに In-Network キャッシュ方式を用いる．In-Network でのキャッシュ 方式では，任意の 1 対のキャッシュ機能を持った ルータ間で，送信先ルータがキャッシュを持っている場合，各パケットを送信側で圧縮を実行し，受信側ルータでパケットの復元を行うことで，エッジネットワークにおけるトラフィック の削減を実現する．In-Network キャッシュに対応したルータは，重複トラフィックが発生すると，送信経路上にキャッシュを持つノードが存在するかの判断を行う．経路上にキャッシュが存在した場合，ルータはパケットの圧縮を行い，送信先に対して最近傍のキャッシュを持つルータまで圧縮されたパケットの転送を行う．

ただし，In-Network キャッシュの場合，パケット圧縮側とパケット展開側の最低 2 台のルータが必要である．そのため，エッジネットワークへの流入トラフィックの削減を行うためには，図 6 に示すように，コンテンツサーバ近傍，もしくは，エッジネットワークが接続されている上位ネットワークの境界ルータにおいて，1 台の圧縮側である In-Network ルータが存在していると仮定する．

In-Network キャッシュの位置を，ゲートウェイルータとした場合 (ケース 1)，ゲートウェイの In-Network キャッシュは，そのエッジネットワークに存在するエンドユーザの全ての通信をキャッシュすることが可能である．しかし，キャッシュ位置をゲートウェイルータとした場合 (ケース 1)，エッジネットワーク内部のトラフィックを削減することは不可能である．これは，エンドユーザとゲートウェイルータに配置されたキャッシュの間には他のキャッシュが存在しないためである．また，In-Network キャッシュの位置を，エンドユーザの最近傍，すなわち，エッジネットワーク最外部ルータとした場合 (ケース 2)，ネットワーク内部のトラフィック削減が可能になる一方，それぞれのキャッシュでは，そのルータを経由するトラフィックを発生させるエンドユーザの数が少なくなり，キャッシュを効率よく保持できない．

In-Network キャッシュの位置を全てのエッジネットワークルータとした場合 (ケース 3)，キャッシュ位置をゲートウェイルータ，エッジネットワーク最外部ルータを含む，エッジネットワークに存在する経路上の全てのルータがキャッシュを持つこととなる．そのため，1 度のアクセスで経路上の全てのルータに同じキャッシュが保存される．この複数箇所に同じキャッシュが存在することにより，効率よくエッジネットワーク内部のトラフィックの削減を行うことが可能となる手法を提案する．

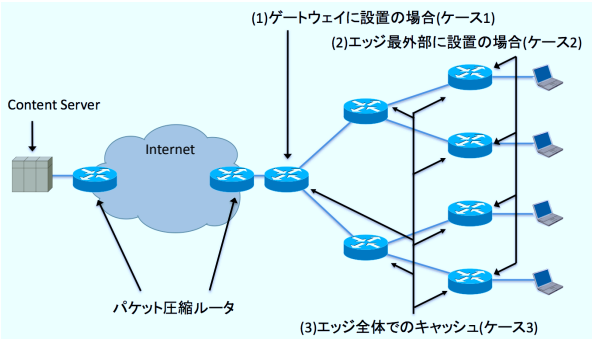


図 6　キャッシュ方式の比較

## 4.　シミュレーション

### 4.1　概　　要

本章では，我々の提案手法である，ネットワーク上の個々のルータがキャッシュを持つ，In-Network キャッシュ方式のキャッシュ位置によるトラフィック削減効果の検討を行う．我々は，トラフィック削減効果の検討のため，YouTube トラフィックを対象としたフロー単位のシミュレーションを行う．このフロー単位のシミュレーションでは，YouTube のビデオコンテンツへのアクセスを，ビデオ ID と解像度によって識別されたフローとし，その HTTP トラフィックサイズを元にしたキャッシュ効果によるトラフィック削減率の検証を行う．In-Network キャッシュ方式のキャッシュ位置による重複トラフィックの削減効果の検討を行うため，キャッシュの位置が，ゲートウェイルータに設置されたキャッシュ(ケース 1)，エッジネットワークの最外部ルータに設置されたキャッシュ(ケース 2)，全てのエッジ

ネットワークルータに設置されたキャッシュ(ケース 3)，これら 3 つのケースにおけるトラフィック削減効果の比較を行った．In-Network キャッシュにおける，この 3 つのキャッシュ位置において，経路上を通過する全てのビデオトラフィックに対してのキャッシュを行う．また，キャッシュの置き換えアルゴリズムは LRU (Least Recently Used) とした．

以上の条件をふまえて，(a)In-Network キャッシュの 3 つキャッシュ位置において，キャッシュサイズを変化させた場合，(b) 同様に 3 つのキャッシュ位置において，エッジネットワーク全体のキャッシュサイズの総量を等しくした場合，という 2 つの条件の下でシミュレーションを行い，トラフィック削減量の比較を行う．以上の 2 項目に渡りシミュレーションを行う．

### 4.2 トラフィックデータ

シミュレーションに用いるトラフィックデータは，これまでの調査 [5] で明らかにした，あるキャンパスネットワークにおける YouTube のトラフィックを使用した．トラフィックデータには，2010-12-15 14:40:10 JST から 2010-12-16 13:45:18 JST の期間に得られたキャプチャデータから，HTTP 通信を取り出したデータを用いた．

この HTTP 通信には 4,452GB のトラフィックが含まれており，YouTube のビデオトラフィックが 503GB 存在する．シミュレーションには，この YouTube トラフィック 503GB のうち，リクエストが成功し，ビデオの途中からの読み込みを行っていない，また携帯端末による Range フイールド [10] を用いたアクセスを含まない 465GB，1,963 クライアント(注1)による 33,118 フローのトラフィックデータを用いた．図 7 にシミュレーションで利用するトラフィックデータにおける，各クライアント毎のトラフィック量を示す．x 軸に各クライアント毎のトラフィック量，y 軸に CCDF を示す．図から，90%のクライアントは 512MB 程度しかビデオトラフィックを発生させておらず，また，50%のユーザはたった 44MB 程度しかビデオトラフィックを発生させていない．

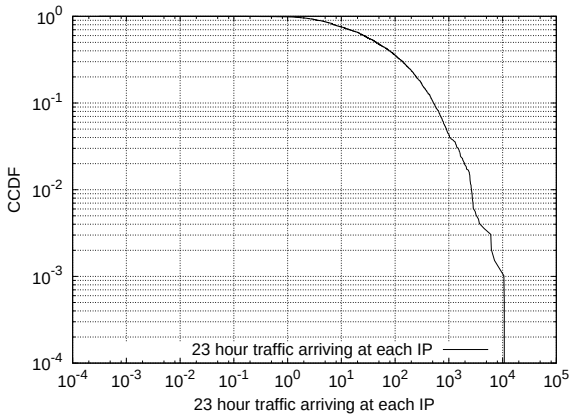


図 7　クライアント毎のトラフィック量

### 4.3 重複トラフィック

YouTube トラフィックを使用してのトラフィック削減効果を検証するにあたり，重複トラフィックを定義する．YouTube にアクセスする際に生じるトラフィックには大きく分けて 2 種類が存在する．1 つは通常 Web サイトとしてアクセスされるビデオが埋めこまれている Web ページとしてのトラフィックであり，もう 1 つは CDN によって配信されるビデオ本体との通信によって生じるトラフィックである．

また，YouTube には 1 つのビデオに対して複数の解像度が存在し，解像度によってトラフィックの内容は異なっている．そのため，重複トラフィックは CDN によって配信されているビデオ本体へのアクセスに用いられる HTTP リクエストに含まれる，ビデオを識別する”id”と，解像度を識別する”itag”の 2 つを用いて重複を判断する．

### 4.4 ネットワーク構成

4.2 節で説明したデータを用いフロー単位のシミュレーションを行うため，あるキャンパスネットワークの構成を仮定する．1,963 クライアントを有する，あるキャンパスネットワークのシミュレーションを行うにあたり，ネットワークの接続関係が必要となる．しかし，ネットワークに対して traceroute を実行したところ，大部分のクライアントは，キャンパスネットワーク内部のバックボーンルータによって traceroute が遮断され，外部からのネットワーク構造把握が困難であった．そのため，今回は Class B のアドレス空間を 3 つ持つキャンパスネットワークにおいて，prefix 8，256 台ずつ集約されていると仮定したネットワークにおいてのシミュレーションを行った．また，シミュレーションに使用するトラフィックデータに含まれる IP のみからシミュレーション用のネットワークを構成するため，256 台ずつ集約されていると仮定した場合，ゲートウェイとエッジノードに存在する 1,963 台を除いた経由ルータが 329 台存在することとなる．今後，現実のトポロジーを用いたシミュレーションは将来の課題である．

## 5. シミュレーション評価

本章では，4. 章のシミュレーション結果を評価する．我々は，Class B のアドレス空間に存在する IP が，図 8 に示すとおり，256 台ずつ集約されていると仮定し，シミュレーションでのトラフィック削減率の検証を行う．シミレーションにおいて，各ルータの最大キャッシュサイズは 0.0625GB から 0.125GB, 0.25GB と 2 倍刻みで 1024GB まで変化させる．今回のシミュレーションでは，パケット単位ではなく，フロー単位でのシミレーションを行う，つまり，キャッシュの管理はパケットレベル毎ではなく，各ビデオコンテンツ毎に行う．そのため，ビデオコンテンツのサイズがルータの最大キャッシュより大きい場合，そのコンテンツはキャッシュ対象とならない．

これらのシミレーション条件において，(a) 節 5.1 キャッシュサイズに容量制限を用いない場合，(b) 節 5.2 キャッシュサイズの総量を等しくした場合のシミレーションを行った．

### 5.1 キャッシュサイズに容量総和制限を設けない場合

図 9 にエッジネットワークへの流入トラフィックの削減率を示す．x 軸に各ノードのキャッシュサイズ，y 軸にキャッシュなしの流入トラフィックと比較したときのトラフィック削減率

(注1)：ルータの NAT 機能を利用して 1 つの IP に複数のエンドユーザが接続している場合は 1 つのグローバル IP につき 1 クライアントと数えている

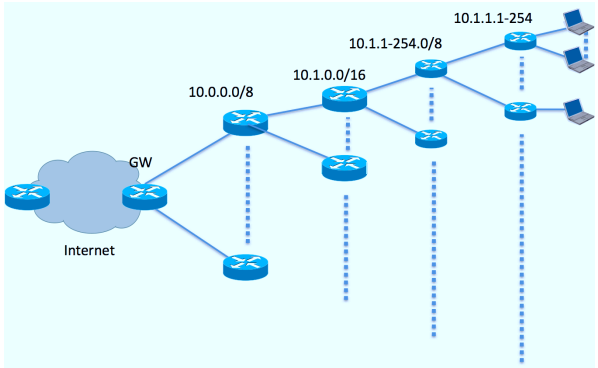


図 8　256 台ずつ集約されていると仮定したシミレーションのためのネットワーク構成

を示す．キャッシュサイズに制限を設けない前提のもとでは，In-Network キャッシュの位置を全てのエッジネットワークルータとした場合 (ケース 3) が，エッジネットワークへの流入トラフィック削減効果の最大となる，キャッシュ位置をゲートウェイルータに設置した場合 (ケース 1) の削減率と同率の 33.0%(注2) の削減効果を示す．また，キャッシュサイズに制限を設けない条件下では，In-Network キャッシュの位置を全てのエッジネットワークルータ場合 (ケース 3) が，キャッシュ位置がエッジネットワーク最外部のルータに設置した場合 (ケース 2) が 20.7%の削減率に比べ，1.6 倍程度の削減効果を示している．

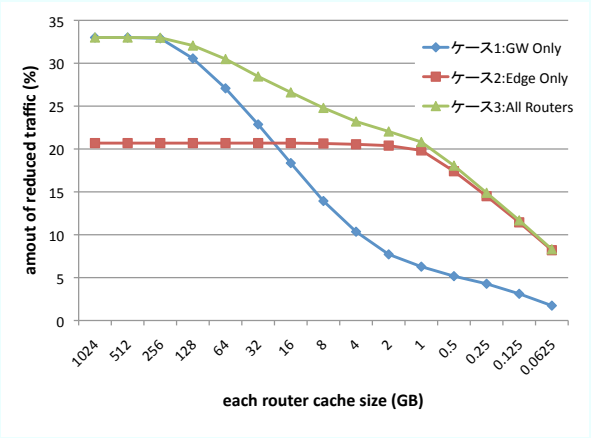


図 9　エッジネットワークへの流入トラフィックの削減率

図 10 にエッジネットワーク内部のトラフィック削減率を示す．エッジネットワークにおける，ゲートウェイルータよりエッジ側の，ルータに生じるトラフィックの累計を，エッジネットワーク内部でのトラフィックとする．x 軸に各ノードのキャッシュサイズ，y 軸にキャッシュなしの流入トラフィックと比較してのトラフィック削減率を示す．In-Network キャッシュ位置をゲートウェイルータとした場合 (ケース 1)，当然ネットワーク内部でのトラフィックに削減効果は得られない．キャッシュサイズに制限を設けない場合，ネットワーク内部でのトラフィックは，キャッシュ位置をエッジ最外部ルータとした場合 (ケース 2) が 18.1%の削減効果，キャッシュ位置を全てのエッジネットワークルータとした場合 (ケース 3) が 21.9%の削減効果が得られる．キャッシュ位置を全てのエッジネットワークルータとした場合 (ケース 3)，ゲートウェイルータとエッジ最外部のルータを除いた，節 4.4 で仮定したネットワークにおける，経由ルータ 329 台がトラフィック削減効果に有効に働き，キャッシュ位置をエッジ最外部ルータとした場合と比較して，1.2 倍程度の削減効果を示している．

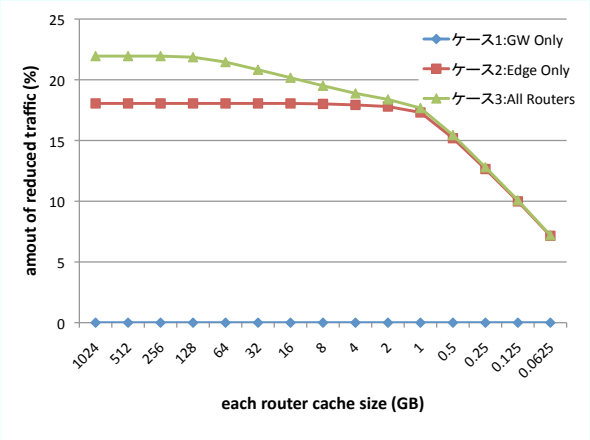


図 10　エッジネットワーク内部でのトラフィック削減率

表 1 にキャッシュサイズに容量総和制限を設けない場合の最大削減率を示す．これより，キャッシュ容量に制限を設けない場合，全てのエッジネットワークルータ位置でキャッシュを行う In-Network キャッシュは (ケース 3)，キャッシュ位置を，ゲートウェイルータとした場合 (ケース 1)，エッジネットワーク最外部ルータとした場合 (ケース 2) と比べて，エッジネットワーク内外共に効率的なキャッシュ性能を発揮すると言える．

表 1　キャッシュサイズに容量総和制限を設けない場合の削減率

| In-Network キャッシュ位置 | 流入 トラフィックの削減率 | ネットワーク内部 トラフィックの削減率 |
|---|---|---|
| ケース 1:ゲートウェイ | 33.0% | 0% |
| ケース 2:最外部ルータ | 20.7% | 18.1% |
| ケース 3:全てのルータ | 33.0% | 21.9% |

### 5.2　キャッシュサイズの総量を等しくした場合

表 2 にキャッシュサイズの総和を等しくした場合の削減率を示す．In-Network キャッシュの位置をゲートウェイルータとした場合 (ケース 1) の最大キャッシュ保有サイズが 291.5 GB であることから，エッジネットワーク全体でのキャッシュサイズの総量が等しくなるように，キャッシュ位置をエッジ最外部ルータの場合 (ケース 2)，それぞれのルータに 148.5 MB，キャッシュ位置を全てのエッジネットワークルータとした場合 (ケース 3)，それぞれのルータに 127.1 MB の容量を割当て，256 ノードずつ集約されているネットワークを仮定し，シミュレーションを行った．

(注2)：今回のシミレーションはフロー単位で行っているため，パケットのダブルカウントは除外している．そのため，削減可能となる冗長なトラフィックの割合が，パケットのダブルカウントを除外していない以前の調査結果 [5] の 31.0%より多くなっている．

表 2 に示すように，キャッシュ位置がゲートウェイルータでのキャッシュ(ケース 1) はエッジネットワークへの流入トラフィックに対して効果的であるが，エッジネットワーク内部のトラフィック削減には効果が得られない．一方，キャッシュ位置がエッジ最外部ルータの場合 (ケース 2)，全てのエッジネットワークルータの場合 (ケース 3) では，エッジネットワークへの流入トラフィック，エッジネットワーク内部のトラフィックともに効果を発揮しているが，キャッシュサイズの総量をネットワーク全体で揃えた場合，流入トラフィックの削減率はゲートウェイルータ位置でのキャッシュと比べ低くなる．

表 2　キャッシュサイズの総和を等しくした場合の削減率

| In-Network キャッシュ位置 | 流入 トラフィックの削減率 | ネットワーク内部 トラフィックの削減率 |
|---|---|---|
| ケース 1:ゲートウェイ | 33.0% | 0% |
| ケース 2:最外部ルータ | 12.1% | 12.1% |
| ケース 3:全てのルータ | 11.7% | 11.6% |

また，キャッシュ位置をエッジ最外部のルータとした場合 (ケース 2) と，全てのエッジネットワークルータとした場合 (ケース 3) を比較する．節 5.1 の結果とは逆に，流入トラフィック，ネットワーク内部のトラフィックの両方の削減率において，キャッシュの位置を，全てのエッジネットワークルータとした場合 (ケース 3) が，エッジ最外部のルータとした場合 (ケース 2) と比べ低くなっている．

この原因は 2 つ考えられ，1 つ目は，キャッシュ位置を全てのエッジネットワークルータとした場合 (ケース 3) のキャッシュサイズは各ルータあたり 127.1 MB，キャッシュ位置をエッジ最外部のルータとした場合 (ケース 2) のキャッシュサイズは各ルータあたり 148.5 MB と，各ルータに割当てられるキャッシュサイズが小さくなっている点である．

2 つ目は，キャッシュサイズがトラフィック量に対して少ない場合，キャッシュ位置を，全てのエッジネットワークルータとした場合 (ケース 3) と，エッジ最外部のルータとした場合 (ケース 2) の差分である,「ゲートウェイルータ」と，それ以外の「エッジネットワークの中間層に存在するルータ」のトラフィック削減効果が低い点である．これは，特に，465GB のトラフィック量に対して少容量となる 1GB 以下のキャッシュサイズでは，図 9，図 10 に示すように，キャッシュ位置を，全てのエッジネットワークルータとした場合 (ケース 3) と，エッジ最外部のルータとした場合 (ケース 2) において，有意義な削減効率の差が得られていない事から分かる．

つまり，小容量なキャッシュサイズでは，キャッシュ位置を，全てのエッジネットワークルータとした場合 (ケース 3) では，エッジ最外部のルータとした場合 (ケース 2) と比べ，キャッシュを持つルータの数が増え，逆に各ルータあたりのキャッシュサイズが低くなるとともに，増加分のルータの削減効果が低くなっている．そのため，本節の条件では，流入トラフィック，ネットワーク内部のトラフィックの両方の削減率において，キャッシュの位置を，全てのエッジネットワークルータとした場合 (ケース 3) が，エッジ最外部のルータとした場合 (ケース 2) より悪くなっていると考えられる．

### 5.3 In-Network キャッシュ位置に基づいた容量分布の変更による効果

節 5.1，節 5.2 の結果をみると，キャッシュの総量を一定にした場合は，(ケース 1，2，3) のどれも流入トラフィック削減とネットワーク内部トラフィック削減の両方を向上させる最適解が得られていない．これは，(ケース 2，3) において原理上，同じキャッシュが複数の箇所に存在している点と，図 7 に示すように，トラフィックの局所性により各ルータのキャッシュ容量が有効に使用されていない点が原因だと考える．我々は，最適となる解は，ケース 3 のように全てのルータにキャッシュを持たせる方法であると考えるが，キャッシュの容量を等量分布ではなく，トラフィックやルータの位置に応じて等量分布にウェイトを変化させた解であると予想した．本論文では，最適解を得ることは将来の課題であるが，予備実験として以下を行った．

(1) ゲートウェイとエッジ最外部に集中させた場合，(2) 全てのエッジネットワークルータに等量分布させた場合において，キャッシュ効率を検討する．エッジネットワークへの流入トラフィック削減に高い削減効果が得られる，ゲートウェイルータ位置でのキャッシュ(ケース 1) と，エッジネットワーク内部でのトラフィック削減に高い削減効果が得られる，エッジ最外部のルータ位置でのキャッシュ(ケース 2) を組み合わせた場合と，この 2 つの合計キャッシュサイズと同じ合計キャッシュサイズを分散してネットワーク内部に置いた，全てのエッジネットワークルータ位置でのキャッシュ(ケース 3) の比較を行う．本節では，ゲートウェイルータのキャッシュ容量を YouTube のユニークトラフィックである容量 291.5GB とし，エッジ最外部ルータのキャッシュ容量には，291.5G をルータで等分した 145.8MB とした．また，全てのエッジネットワークルータ位置でのキャッシュ容量には，全体でのキャッシュの総量を揃えるため，節 5.2 の 2 倍のサイズである，254.2MB とした．つまり，表 2 の結果と比べて，表 3 に示される結果の全てのエッジネットワークルータ位置でのキャッシュは，ルータあたり表 2 の 2 倍のキャッシュサイズが確保されている．

この結果を見ると，流入トラフィックの削減量では，In-Network キャッシュ位置を，全てのエッジネットワークルータとした場合は，キャッシュ位置をゲートウェイルータとエッジ最外部ルータの 2 箇所とした場合と比べて低い反面，内部トラフィックの削減量では，組み合わせたキャッシュ位置と比べて高くなる．つまり，一定以上のキャッシュ容量が割当てられる場合，In-Network キャッシュの位置を，全てのエッジネットワークルータとした方が，内部のトラフィックに高い効率を示すことが分かる．結果，以上の利害損失が導きだされたが，今後，等量分布以外のキャッシュサイズ振り分け，柔軟な In-Network キャッシュの配置など，より詳細な調査が必要である．

## 6. 終わりに

### 6.1 結　　論

本論文では，ネットワーク内部でのパケット処理技術を利用し，エッジネットワークでの In-Network キャッシュによる，ト

表 3　キャッシュサイズの総和を等しくした場合の削減率 (組み合わせ)

| In-Network キャッシュ位置 | 流入 トラフィックの削減率 | ネットワーク内部 トラフィックの削減率 |
|---|---|---|
| ゲートウェイ と最外部ルータ | 33.0% | 12.1% |
| 全てのルータ | 14.9% | 14.7% |

ラフィック削減効果についての検討を行った．In-Network キャッシュはエッジネットワークのゲートウェイに配置されるキャッシュや，エッジネットワークの最外部に配置されるキャッシュと異なり，エッジネットワーク全体における，任意の経由ルータにキャッシュを展開させる方式である．

本研究の貢献は，In-Network キャッシュの有用性を，エッジネットワークに流入するトラフィックと，エッジネットワーク内部のトラフィックの 2 つ観点において，In-Network キャッシュを，それぞれゲートウェイルータ (ケース 1)，エッジネットワーク最外部ルータ (ケース 2)，全てのエッジネットワークルータ (ケース 3) に配置したキャッシュにおいて，各ルータの最大キャッシュサイズを変化させ，比較を行った．

この比較により，キャッシュ総量に制限を設けない場合，エッジネットワークへの流入トラフィックの削減効果に関しては，In-Network キャッシュの位置をゲートウェイルータとした場合 (ケース 1) と，全てのエッジネットワークルータとした場合 (ケース 3) が最も良いことが分かった．また，エッジネットワーク内部のトラフィックの削減効果に関しては，In-Network キャッシュの位置を全てのエッジネットワークルータとした場合 (ケース 3) が最も良いことが分かった．つまり，キャッシュ容量に制限を設けない場合，全てのエッジネットワークルータ位置でキャッシュを行う In-Network キャッシュ(ケース 3) が，キャッシュ位置を，ゲートウェイルータとした場合 (ケース 1)，エッジネットワーク最外部ルータとした場合 (ケース 2) と比べて，最もエッジネットワーク内外共に効率的なキャッシュ性能を発揮すると言える．

また，エッジネットワークでのキャッシュサイズの総和を等しくした場合，最もエッジネットワークへの流入トラフィックの削減効率が高いのは，キャッシュ位置がゲートウェイルータの場合 (ケース 1) である．また，最もエッジネットワーク内部のトラフィックの削減効率が高いのは，キャッシュ位置がエッジ最外部ルータの場合 (ケース 2) となる．

キャッシュ位置の最適解を検討するために，In-Network キャッシュの位置を，ゲートウェイルータ (ケース 1) とエッジ最外部ルータ (ケース 2) の 2 箇所とした場合と，キャッシュの位置を，全てのエッジネットワークとした場合 (ケース 3) の比較を行ったところ，流入トラフィックの削減効果は，ゲートウェイ (ケース 1) とエッジルータ (ケース 2) を組み合わせたキャッシュ位置に及ばないながらも，内部トラフィックの削減効率は，これら組み合わせたキャッシュ位置より効果が高いという結果を得た．

つまり，内部トラフィックの削減には，キャッシュの位置を，全てのエッジネットワークとした場合 (ケース 3) が効果的であるが，キャッシュ容量を等量分布とした場合では，キャッシュ容量の有効活用ができない．内部トラフィックの削減を効率良く行うためには，キャッシュの位置を，全てのエッジネットワークとした場合 (ケース 3) において，そのため，キャッシュの配分を等量分布よりトラフィックに適したものとする必要があるといえる．

### 6.2 今　　後

今後，In-Network キャッシュにおいて，ルータの階層に応じたキャッシュ可能サイズの分布の検討，トラフィックの局所性を考慮したキャッシュ可能サイズの分布の検討を行う．さらに，In-Network ルータ間の戦略的な協調キャッシュ制御方式の検討を行い，ルータ間で協調的にキャッシュ保有の位置選択を実現し，キャッシュ容量の総和を同じにした場合でも，ゲートウェイのキャッシュ並に削減率が達成を目指す．また，キャンパスネットワークにおける長期間のキャプチャデータの解析と，このキャプチャデータの解析から得られた YouTube のトラフィックを用いたシミュレーションを行う．これらシミレーションの後，詳細な In-Network 圧縮アルゴリズムの検討を行い，ソフトウェアルータである Click [11] を用いた実機への実装を予定している．

## 謝　　辞

本研究は，総務省委託研究「クラウドサービスを支える高信頼・省電力ネットワーク制御技術の研究開発」の成果である．

## 文　　献

[1] http://www.cisco.com/en/US/solutions/collateral/ns341/ns525/ns537/ns705/Cisco_VNI_Usage_WP.pdf .

[2] Akihiro Nakao, Ryota Ozaki, Yuji Nishida, "CoreLab: An Emerging Network Testbed Employing Hosted Virtual Machine Monitor", ACM ROADS 2008.

[3] B. Chun, D. Culler, T. Roscoe, A. Bavier, L. Peterson, M. Wawrzoniak, M. Bowman. PlanetLab: an overlay testbed for broad-coverage services. SIGCOMM Comput. Commun. Rev., 33(3):3-12, 2003.

[4] 中尾彰宏. "新世代ネットワーク構想における ネットワーク仮想化", 電子情報通信学会誌 Vol.94 No.5 pp.385-390, 2011.

[5] 安藤翔伍, 中尾彰宏, 中村文隆. "ネットワークエッジにおけるビデオ共有サービストラフィックの重複度解析", 信学技報, Vol. 110, No. 448, NS2010-282, pp675-680, 2011.

[6] M. Zink, K. Suh, Y. Gu, and J. Kurose. Characteristics of youtube network traffic at a campus network - measurements, models, and implications. Comput. Netw., 53(4), 2009.

[7] Jae Woo Lee, Roberto Francescangeli, Jan Janak, Suman Srinivasan, SalmanAbdul Baset, Henning Schulzrinne, Zoran Despotovic, Wolfgang Kellerer, "Net-Serv: Active Networking 2.0", IEEE ICC 2011, Kyoto, Japan, June 2011.

[8] Yucheng Zhu, Maoke Chen, Akihiro Nakao, "CONIC: Content-Oriented Network with Indexed Caching", Global Internet, INFOCOM IEEE Conference on Computer Communications Workshops , 2010.

[9] Ashok Anand, Vyas Sekar, and Aditya Akella. SmartRE: an architecture for co-ordinated network-wide redundancy elimination. SIGCOMM Comput. Commun.Rev., 39(4):87-98, 2009.

[10] R. Fielding, J. Gettys, J. Mogu, H. Frystyk, L. Masinter, P. Leach, T. Berners-Lee "Hypertext Transfer Protocol – HTTP/1.1". Network Working Group. RFC2616, June. 1999.

[11] Click Modular router. http://read.cs.ucla.edu/click/click/ .