

IP Fast Reroute 方式 SBR を用いた 複数回の迂回が可能な動的負荷分散方式

原 正 樹^{†1} 吉 廣 卓 哉^{†2}

本研究では、リンク状態型経路制御プロトコルを用いた IP ネットワークにおける動的な輻輳緩和手法を提案する。最短路ルーティングを行う場合には、最短路が特定のリンクに集中しやすく、そのため局所的に輻輳が発生しやすい。このため筆者らは、リンク故障時に即時に迂回路を利用してパケットを救出する IP Fast Reroute 方式の一つ SBR を応用して、輻輳リンクのトラフィックを局所的に分散させることで輻輳を緩和する負荷分散方式を提案したが、1 パケットは 1 回までしか迂回を許されなかったため、性能が限定されていた。本稿では、複数回の迂回を許すように拡張した手法を提案し評価を行ったのでこれを報告する。

A Multi-path Load Balancing Method using SBR Mechanisms for Link-state Routing

MASAKI HARA^{†1} and TAKUYA YOSHIHIRO^{†2}

In this paper, we present a dynamic load balancing method for networks which deploy link-state routing. In shortest -path routing, traffic tend to be concentrated into particular links which are used by many shortest paths. Thus authors proposed a load balancing method using SBR mechanism, which is one of the IP Fast Reroute solution, but it bypass a packet only once and it is a limitation of this proposition. In this paper, we extend it to be capable of more than two bypasses.

^{†1} 和歌山大学大学院システム工学研究科

^{†2} 和歌山大学システム工学部

1. はじめに

人々の生活がインターネットへの依存を深めるにつれて、インターネットの品質への要求が年々高まっている。このため、限られたネットワーク資源をより効率的に利用する TE(TrafficEngineering) に関する研究が盛んに行われている。TE は、MPLS¹⁾ 等のスイッチング技術により経路制御されるネットワークに適用されることが多く、バックボーンネットワークなどの広帯域ネットワークで威力を発揮する。しかし現状では、インターネット全体の中で MPLS のような高度な技術が利用できるネットワークはごく一部であり、多くのネットワークでは現在も、RIP²⁾ や OSPF³⁾ など、伝統的な最短路に基づいた経路制御プロトコルを用いているのが現状である。

近年、このような最短路ルーティングにおいても、TE 技術の研究は盛んになってきた。2000 年には、線形計画法を用いて通信要求に対するリンクの過負荷量を最適化する問題を定式化することで、最適な負荷分散を実現するメトリック値の計算方法が提案された⁴⁾。この最適化法により、従来の最短路ルーティングにおいても、MPLS 等で 2 ノード間の経路を自由に設定できる場合と比べてもそれほど遜色ない負荷分散性能を発揮できることが示され、これ以降、リンクメトリックの最適化を用いた TE 技術に関する研究が数多く行われるようになってきた。しかし、これらのリンクメトリック設定による負荷分散の最適化手法は、静的に通信要求が与えられた場合の負荷分散の最適化を実現したものであり、動的に変動する通信要求に追従するものではない。実際のインターネットにおいては、一日周期の定期的な通信変動が観測されるなど、動的な通信量の変動が無視できない程に大きいことが知られており、この変動に追従するための動的なメトリック変更は、経路が不安定になることから避けることが望ましいとされている。

一方で、最短路ルーティングを対象とした複数経路を用いた負荷分散手法も提案されてきた。IETF では、OSPF(Open Shortest Path Fast) 上で等しいコストの経路に均等にトラフィックを分散する ECMP(Equal Cost MultiPath) の枠組みが標準化された。また、ネットワークの負荷状況に応じて等コスト経路に適応的にトラフィックを分散する OMP(Optimized MultiPath)⁵⁾ についても、インターネットドラフトが提出され議論された。さらに最近では、通信の送信元ノードがループの生じない隣接ノードに通信を分散する S-OSPF(Smart-OSPF)⁶⁾ や、一部の通信をトンネリング技術を用いてひとまず別の中継ノードまで転送し、そこから最短路で宛先まで運ぶ TPR(Two-Phase IP Routing)⁷⁾ などの手法も提案されている。しかし、これらの手法は通信要求行列から線形計画法を用いて最適化するため、実

ネットワークでは通信要求を測定することが難しいこと、動的に負荷分散経路の再計算を行う仕組みを構築する必要があることなどの課題点がある。

本論文では、リンク故障時に即時に代替経路を用いてパケット損失を防ぐ IP Fast Reroute 法の一つ SBR(Single Backup-table Rerouting) を用いた動的負荷分散手法⁸⁾ に、複数迂回を可能にするよう拡張した手法を提案する。提案手法はノードやリンクに通信が集中し輻輳ホットスポットが発生した場合に、予め計算しておいた迂回路を用いて本来は損失するパケットを迂回させて救出することで、輻輳の影響を最小限に食い止めると同時にネットワークのスループットを向上する。このとき、迂回通信は迂回されない通信よりも優先的に破棄され、迂回されない通信の性能は従来の最短路ルーティングの通信性能を維持できる。

さらに、提案手法はネットワークの通信要求によらず迂回路が設定され、各ノードが完全に自律分散的に動作する。つまり、各ノードは自分で迂回路を設定し、輻輳を検知し、またパケットの迂回を決定できる。この点で S-OSPF や TPR などの従来法よりも実装オーバーヘッドが低く、現実的な手法であると言える。

本論文の構成は以下の通りである。2 章では SBR 及び従来の SBR を用いた負荷分散手法について述べる。3 章では提案手法を示し、4 章で評価結果を示す。5 章でまとめる。

2. SBR-LP を用いた負荷分散手法 (従来手法)

本章では SBR-LP を用いた動的負荷分散手法を説明する。

2.1 IP Fast Rerouting 方式 SBR-LP

負荷分散手法で用いる。IP Fast Rerouting 方式 SBR について述べる。SBR は後にノード障害に対応が可能になるように拡張されたため、本論文で用いる文献⁹⁾ に記された IP Fast Rerouting 方式を特に SBR-LP(SBR-LinkProtection) と記して区別する。

SBR-LP はリンク状態型ルーティングプロトコルを対象として、予備の経路表を一枚追加し、パケットヘッダ上に 2 ビットのフラグを使用する程度の低い拡張コストで、任意の 1 リンク故障に対応できるリンクプロテクション手法である。SBR-LP では、2 枚の経路表とパケットヘッダ上の 2 ビットのフラグをうまく用いることで、どのルータからでも任意の宛先に対して迂回路を保証できる。予備の経路表を計算するアルゴリズムと、計算された経路表により任意のリンク故障に対応できる迂回路を保証できることの理論的解析が文献^{10),11)} 述べられ、これを OSPF を拡張する実用的プロトコルとして実現し、ECMP(Equal-Cost Multi Path) や OSPF Area, Virtual Link 等への対応方法を述べた文献⁹⁾ である。

SBR-LP の動作例を図 1 に示す。宛先 d に対する最短路木の一つを表す第一の経路表と

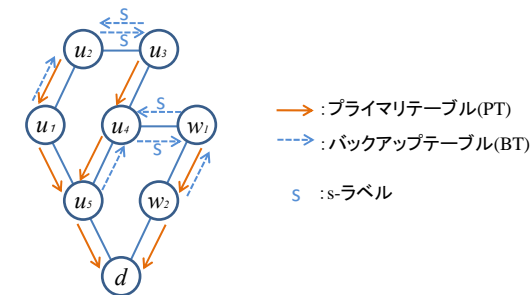


図 1 SBR の仕組み。SBR-LP によるリンクプロテクションの例。

してプライマリテーブル (以後、PT と呼ぶ) が実線矢印で示され、第二の経路表としてバックアップテーブル (以後、BT と呼ぶ) が点線矢印で示されている。第二経路表のエンタリは二種類 ("s" ラベルが付加されているものとそうでないもの) に分類され、役割が異なる。例を用いてその役割を説明する。図 1 においてノード u_1 から宛先 d にパケットが転送される場合、リンク故障がない場合には、第一経路表を用いて u_5 を経由して宛先 d に転送される。ここで、もしリンク (u_1, u_5) が故障した場合には、ノード u_1 がこれに気づき、宛先 d へのパケットを第二経路表を用いて転送する。ここでノード u は、第二経路表に転送する際に、そのパケットに 1 ビットのフラグ (b フラグと呼ぶことにする。) を立てる。b フラグは、そのパケットが各ノードにおいてどちらの経路表を用いて転送されるかを示しており、b フラグが立ったこのパケットはその後、第二経路表を用いて $u_1 \rightarrow u_2 \rightarrow u_3$ のように転送される。そして、s ラベルの付いた第二経路表で転送される時に、パケットの b フラグはリセットされ、その時点からは再び最短路を用いて宛先 d に到達する。結局、図 1 の場合には、 $u_1 \rightarrow u_2 \rightarrow u_3 \rightarrow u_4 \rightarrow u_5 \rightarrow d$ のように転送される。この例では、どのリンクが故障した場合にも同様に宛先への迂回が可能である。パケットヘッダ上のもう一つのフラグ (r フラグと呼ぶことにする) は、b フラグがリセットされた時に立てられる。このフラグが立っている場合には、第一経路表の転送先リンクが故障していても、第二経路表を使って迂回路に転送することをしない。これは、複数個所の故障時に何度も迂回路に転送されることによってパケットがループすることを防ぐためである。

負荷分散のための迂回路として利用するためには、リンクコストの下で、迂回路はできるだけ最短であることが望ましい。BRITTE¹²⁾ を用いて、waxman¹³⁾ 及び Barabasi-Albert¹⁴⁾ のインターネットポロジのモデルに基づいてネットワークを生成し、その上で計算された

SBR の迂回路がどの程度最適に近いかを確認した。ノード数を 10 から 500 までの範囲で変動させて行った結果、

最適な迂回路の割合は、ノード数にかかわらず 99% 以上と非常に高い値を示しており、SBR の迂回路が、負荷分散に用いる迂回路として望ましい最適性を持つことを示している。

さらに各迂回路が平均して何回程度バックアップテーブルを利用するかを調べた結果、迂回路一本あたりのバックアップテーブルの利用回数はノード数とは関係しないことがわかった。また、リンク密度とは関係があるものの、全体として低い値に留まっており、SBR の迂回路は、比較的少ない回数のバックアップテーブル利用回数で最短路に戻る。

2.2 SBR を用いた負荷分散手法

続いて SBR-LP を用いた負荷分散手法を説明する。OSPF などのリンク状態型ルーティングを対象として負荷分散を行う。一般的にリンク状態型ルーティングとは、各ルータが隣接リンクの情報を管理し、その情報をネットワークにフラッディングを行う事で全ルータとリンク情報共有し、そのリンクデータベースを元に Dijkstra アルゴリズムを用いて最短路を計算し経路表を作成するルーティングプロトコルである。各ルータがそれぞれ迂回路を利用するために、ここに第二の経路表 BT を加える。そして、輻輳発生時には、これを送信キュー長 (送信キューに溜まっているパケット量) を用いて判定し各ルータがこの判断で通信を迂回路に分散させることで負荷分散を行う。

提案手法によるリンク状態型ルーティングへの機能拡張は大きく分けて次の 3 つである。

- (1) バックアップテーブル (BT) の構成
- (2) パケットヘッダに 2bit のフラグを用意
- (3) パケットの転送方法の変更

まず、(1) 各ルータは SBR-LP が提供する迂回路を利用するために、プライマリテーブル (PT) の計算後にバックアップテーブル (BT) を計算し経路表を 2 つ保持する。次に (2) パケットヘッダ上に 1bit のフラグを二つ利用する。それぞれ b-フラグ、r-フラグと呼び、b-フラグは現在パケットが迂回中か否かを示す。また r-フラグはすでにパケットが一度迂回路を通過したか否かを示す (以後、パケット上のこれらの 2 つのグラフの状態を、(1,0) のように表記する。この場合は b-フラグが 1、r-フラグが 0 の状態を指す)。2 章の SBR-LP で示したように、フラグの状態には 3 種あり、(0,0) が初期値で未迂回、(1,0) が迂回中、(0,1) は迂回済みを示す。最後に (3) ルータは受信したパケットを転送する際に、キュー長とパケットのフラグを参照して、転送に用いる経路表 (PT または BT) とフラグの操作を決定する。基本的には SBR-LP と同様の処理を行うが、唯一パケット迂回の判断をキュー長を用いて

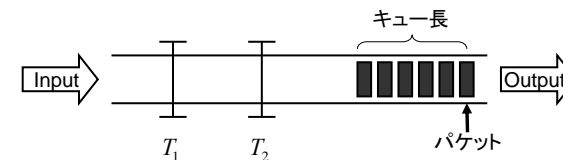


図 2 送信キューと 2 つの閾値

行う事のみ異なる。つまり、キュー長の閾値 T_1 を定義し、PT が指す送信キューの長さが T_1 を超えていれば輻輳であると判断して、b-フラグを立ててパケットを迂回路に転送する処理を行う。これらの変更を加えたリンク状態型プロトコルで通信の負荷分散を行い輻輳の回避を行う。

ところが、閾値 T_1 を用いてパケットを転送するだけの処理では、迂回連鎖問題という有害な問題が発生する。迂回連鎖問題とは迂回させた通信により迂回先のリンクに負荷がかかり、新たな輻輳が発生させ、それにより連鎖的に通信を迂回させてしまう問題である。提案手法は、輻輳により破棄されるはずのパケットを迂回し救出を試みる方式であり、迂回先に輻輳などの悪影響を及ぼす事は極力避けなければならない。従って、この迂回連鎖問題を解決する処理を追加する。

解決策として図 2 のように送信キューに新しく閾値 T_2 を設ける。閾値 T_2 は図 2 のように閾値 T_1 より低い値に設定する。そしてルータはキュー長が T_2 を超える時は輻輳が発生しかけている (している) と判断し、受信した迂回中パケットや迂回済みパケットを優先的に破棄することで、それらによるキュー長の増加を抑えられる。つまり、 T_1 と T_2 の間には迂回パケットが溜まることはなく、迂回パケットの悪影響でキュー長が T_1 を超える事を回避する事ができる。

3. 複数迂回が可能な負荷分散手法

3.1 複数迂回への拡張

2 章までで説明した以前の研究では、パケットは一度しか迂回する事ができず、再度輻輳に遭遇したときにパケットは破棄されていた。そこで、回線に余裕がある状況においては一度迂回したパケットであっても再度迂回させることで、宛先まで到達する可能性を向上させる仕組みを提案する。ただし、無限迂回させるとパケットがループする可能性があるため、迂回できる回数には上限を設定できるようにする。

- (1) パケットヘッダ上のフラグの変更

(2) ルータがパケットを処理するルールの変更

(1) パケットヘッダ上のフラグの変更ではパケットがそれまでに迂回した事があるかを意味する r-フラグを、何回迂回を行ったかを保存するカウンタに変更する。この変更によりヘッダに準備する bit 数が変化する。例えば、3 回まで迂回させたい場合は 2bit を使用することとなる。

次に (2) ルータがパケットを処理するルール変更では、以前はパケットが迂回済みの場合に PT のキュー長が閾値 T_2 を超えてしまうと、パケットを破棄していたところを、今回の提案では、パケットを迂回した回数が設定した迂回可能回数未満であれば再度迂回を試みる点で変更を行った。詳細は 3.2. 節で述べる

3.2 ルータのパケット受信時の動作

パケットを受け取ったルータは、パケットの b-フラグとカウンタ r の値からパケットの状態を読み取る。PT および BT のエントリが示す送信キューのキュー長 $q^{(p)}$ と $q^{(b)}$ と、閾値 T_1 と T_2 を比較することで経路上の輻輳などの状況を判断する。パケットの状態と、経路の状態からパケットの転送先やフラグ処理を決定する。b-フラグは迂回中か否かを示し、0 であれば PT が示す送信キューへ、1 であれば BT が示す送信キューにパケットを追加する。r カウンタは迂回回数をカウントしており、0 は未迂回を示す。指定した迂回可能回数 (max) を迂回したパケットが再度輻輳に遭遇した場合は、パケットを破棄する。また、未迂回パケットと迂回済みパケットが混在する状況で、輻輳を検知した場合は優先的に迂回済みのパケットを破棄する。つまり、迂回パケットは、迂回されなければ損失されるパケットがあるので、輻輳リンクでは優先的に破棄されることで、未迂回パケットへの影響を最小限に抑える。

以下にルータがパケットを転送するルールを具体的に記す。また、このルールを表 1 にまとめておく。まずは b-フラグにより場合分けをする。

(a) b=0 の場合

カウンタ r をチェックする。未迂回 ($r = 0$)、迂回済み ($1 \leq r < max$)、迂回済み ($r = max$) のそれぞれで場合分けされる。未迂回 ($r = 0$) 場合は、まず PT が示す送信キュー長 $q^{(p)}$ を調べる。 $q^{(p)}$ と T_1 を比較し、キュー長が T_1 を超えない場合 ($q^{(p)} < T_1$) はパケットを PT が示す送信キューに追加するだけで終わる。一方キュー長が T_1 を超える場合 ($q^{(p)} \geq T_1$) は BT の示す送信キューのキュー長 $q^{(b)}$ をチェックし、 $q^{(b)}$ が閾値 T_2 を超えていなければ ($q^{(p)} < T_1$) 迂回カウンタ $r=1$ として BT が示す送信キューにパケットを追加する。なお、BT に s ラベルが無い場合は b-フラグを 1 として送信キューに追加する。 $q^{(b)}$ が閾値 T_2 を

表 1 提案手法におけるルータのパケット処理ルール

| フラグ (b,r) | 条件 | 転送先 | フラグ処理 |
|------------------------------|--|------|---|
| (0,0) | $q^{(p)} < T_1$ | PT | |
| | $q^{(p)} \geq T_1$ かつ $q^{(b)} < T_1$ | BT | カウンタ r の値に 1 加算する. エントリに s ラベルが無ければ b-フラグを 1 とする. |
| | $q^{(p)} \geq T_1$ かつ $q^{(b)} \geq T_1$ | drop | |
| (0,n) $1 \leq n < max$ | $q^{(p)} < T_2$ | PT | |
| | $q^{(p)} \geq T_2$ かつ $q^{(b)} < T_2$ | BT | カウンタ r の値に 1 加算する. エントリに s ラベルが無ければ b-フラグを 1 とする. |
| | $q^{(p)} \geq T_2$ かつ $q^{(b)} \geq T_2$ | drop | |
| (0,max) | $q^{(p)} < T_2$ | PT | |
| | $q^{(p)} \geq T_2$ | drop | |
| (1,n) $1 \leq n \leq max$ | $q^{(b)} < T_2$ | BT | エントリに s ラベルがあれば b-フラグを 0 とする. |
| | $q^{(b)} \geq T_2$ | drop | |

超える場合は ($q^{(b)} > T_2$)、迂回路に影響を与えると判断しパケットを破棄する。

迂回済み ($1 \leq r < max$) の場合は、迂回の判定が T_1 ではなく T_2 と $q^{(p)}$ で比較する点と迂回時にカウンタ r を現在の値から 1 加算する点以外は未迂回 ($r = 0$) 場合と同様である。迂回済み ($r = max$) では T_2 と $q^{(p)}$ を比較し、 $q^{(p)}$ が T_2 を超えなければ ($q^{(p)} < T_2$) PT が示す送信キューに追加するが、 T_2 以上である場合 ($q^{(p)} \geq T_2$) にはパケットを破棄する。

(b) b=1 の場合

BT が示す送信キュー長 $q^{(b)}$ を調べ、 T_2 と $q^{(b)}$ を比較しキュー長が T_2 を超えていなければ ($q^{(b)} < T_2$)、BT が示す送信キューに追加する。なお、s ラベルがある場合には b-フラグを 0 とす。キュー長が T_2 以上であれば ($q^{(b)} \geq T_2$) パケットを破棄する。

4. 性能評価実験

4.1 実験内容

シミュレーション実験により提案手法の性能評価を行う。実験では通信に偏りがあり、輻輳が発生する状況を模擬するために、他のリンクよりも帯域の小さいリンク (ボトルネックリンク) をランダムに配置する。このボトルネックリンクを通信の集中している輻輳ホットスポットと見立てることで、通信の偏りに対する提案手法の負荷分散性能を測る。今回の実験では、ノード数が異なるトポロジを 2 種類用意し、複数回迂回を行う提案手法の性能を評価する実験を行った。シミュレーション環境として ns-2¹⁵⁾ を用い、またトポロジ生成には BRITE¹²⁾ を使用した。

シミュレーションのシナリオは次のように作成した。まず BRITE で waxman モデル¹³⁾に基づきノード数 30, リンク本数 60 のトポロジとノード数 100, リンク本数 200 の 2 種類のトポロジを生成する。このトポロジ上に無作為にボトルネックリンクを複数本選定する。選定する本数はリンク本数の 1 割とした。通常のリンクは帯域を 100Mbps、ボトルネックリンクは 50Mbps とした。通信は送信元と宛先、共に無作為に選び 10Mbps の UDP 通信による CBR(Constant Bit Rate) を生成する。この通信の本数を時間と共に増加させ、ネットワークの負荷を高めてゆく実験を行った。輻輳と判定する閾値 T_1 は送信キュー長の 100% の位置とし、閾値 T_2 は 10% の位置とした。送信キュー長はパケット 50 個分の長さとした。実験は、生成したトポロジ 10 種のそれぞれに対して、ボトルネックリンク集合と通信の生成パターンを変えて 2 回ずつ、合計で 20 回の実験を行った。各実験においては提案手法を用いた場合と用いない通常の最短路ルーティングの双方を実行し、平均値を用いて結果を比較した。

4.2 実験結果

図 3 は最短路ルーティングでの平均リンク利用率が 20,30,40,50,60,70% の時の提案手法を用いた事による総スループットの向上率、リンク利用率の上昇率、パケット救出率を示している。図 4 はノード数 100 個の時の同様のグラフである。

平均リンク利用率の上昇率は、最短路ルーティングに対する提案手法のリンク利用率の上昇割合である。提案手法は、従来の最短路ルーティングでは損失するパケットを迂回させて救出する手法なので、最短路ルーティングに比べ迂回パケット分だけ利用率は上昇する。ノード数 30 での結果をみると、ネットワークの負荷が増加すると平均リンク利用率の上昇率が増加しパケットを救出しようとしている事が見受けられる。しかし、負荷が 50% と高くなると平均リンク利用率の上昇率も頭打ちになる。これは、提案手法を用いる事で増加したスループットである総スループットの向上率も低下を始める事からネットワークに余裕が無くなって来たことを示すと考えられる。パケット救出率は、本来破棄されるパケットのうち提案手法により救出できたパケットの割合であり、ネットワークの負荷の増加とともに減少する結果を示した。総スループットの向上率は、最短路ルーティングに対する提案手法のネットワーク上の総スループットの割合である。ノード数 100 個での結果をみると、各項目の傾向はほぼ同じであるが総スループットの向上率の頭打ちがノード数 30 個の時よりも高い負荷になっている。ネットワークのサイズが大きくなることで通信が一部に集中しやすくなる事が推測されるため、周囲に余裕のあるリンクが発生しやすくなること、またノード数 30 個では複数回迂回するスペースが足りなかったのに対して、ネットワークのサ

イズが大きくなることで複数回迂回ができた事による傾向でないかと推測する。提案手法によって総スループットを 10% 以上向上するのは、ノード数 30 個では平均リンク利用率が 30% から 50% においてノード数 100 個では 40% から 60% の時である。

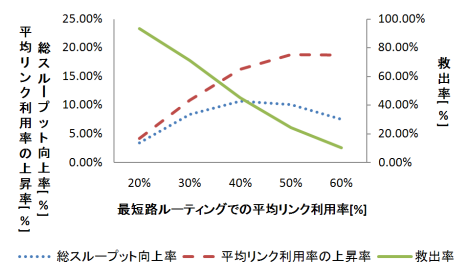


図 3 ノード数 30 でのスループット向上率など

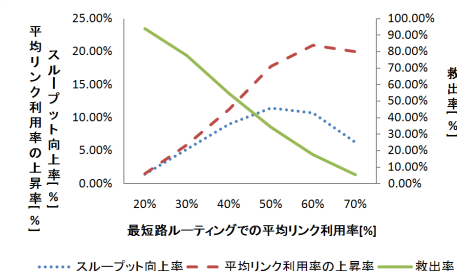


図 4 ノード数 100 でのスループット向上率など

提案手法を用いる事でネットワークの負荷が上昇し、迂回を行わないパケット (最短路ルーティングのみで転送されるパケット) の遅延をどの程度与えてしまうかを調べる。最短路ルーティングでのパケットの遅延と、提案手法の迂回を行わないパケットの遅延を比較したものが図 5 である。遅延の影響はネットワークの負荷が高くなるほど大きくなっているが最大で 5% 前後と低い値を示している。これは、閾値 T_2 を用いた迂回パケットを優先的に再迂回や破棄をすることで、迂回を行わないパケットに対しての影響を抑えられていることがわかる。図 6 は同様にスループットを比較した結果であり、やはり最短路ルーティングと提案手法でほとんど変わらない結果となっている。提案手法の迂回通信は迂回しない通信の性能にほとんど悪影響を与えないことが示された。

図 7 は 30 ノードのネットワークにおいて宛先に到達した迂回パケットの迂回回数の内訳である。数は少ないものの、2 回以上の迂回により宛先に到達したパケットも見られる。図 8 は 100 ノードのネットワークにおける結果であるが、ネットワークが大きくなると、少し迂回回数が増加する傾向にあることがわかる。なお、本実験では最大迂回回数 $\max=3$ と設定したため、4 回以上の迂回は発生していない。

5. おわりに

本研究では、リンク状態型ルーティングプロトコルを対象とした、SBR による迂回路を用いた動的な輻輳緩和手法を提案した。送信キュー内のパケット量に応じた複数回迂回可能

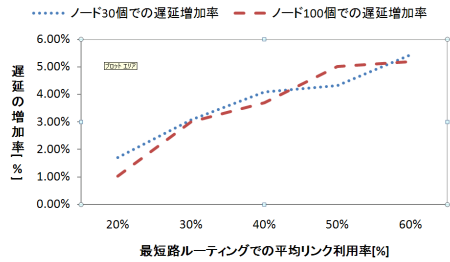


図5 迂回を行わないパケットへの遅延の影響

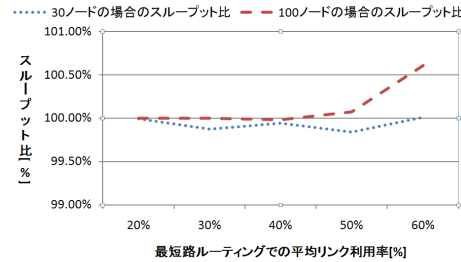


図6 最短路を通る通信のスループットの比

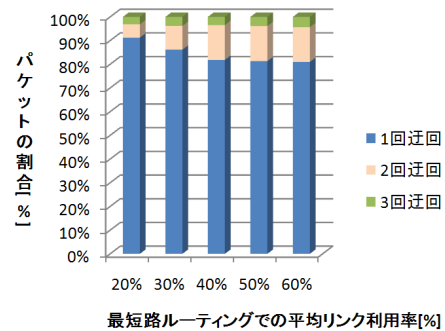


図7 30 ノードでの迂回パケット回数ごとの割合

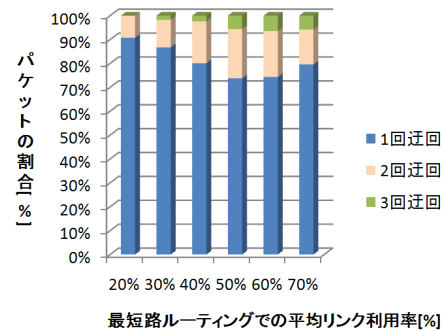


図8 100 ノードでの迂回パケット回数ごとの割合

な負荷分散の仕組みを説明した。また ns-2 を用いたシミュレーション実験により本提案手法の評価を行い、一部にボトルネックリンクが存在する場合には、リンク利用率が比較的低い段階からパケット迂回が発生し、ネットワークのスループット性能を底上げする結果があることを明らかにした。また、迂回しない通信のスループットと遅延を従来の最短路ルーティングと比較し、提案手法が最短路を通る通信の性能にほとんど悪影響を与えないことを示した。

今後の課題の一つは、UDP だけでなく、TCP を含むトラフィックに対して効率的な負荷分散性能を発揮できる仕組みに拡張することである。現在の枠組みの範囲内では、TCP パケットは迂回せず、UDP のみを迂回させるという制御が可能であるが、これで UDP 通信の転送効率上がるものの、TCP 通信の転送効率上がるかどうかは見極める必要がある。TCP を含めて十分な効果を望める実用的な手法を確立したいと考えている。

謝辞 本研究は科研費 (20700065) の助成を受けたものである。

参考文献

- 1) E. Rosen, A. Viswanathan, and R. Callon, "Multiprotocol Label Switching Architecture," IETF RFC3031, 2001.
- 2) G. Malkin, "RIP Version 2," IETF RFC2453, 1998.
- 3) D.J. Moy, "OSPF Version 2," IETF RFC2328 1998.
- 4) B. Forts and M. Thorup, "Internet Traffic Engineering by Optimizing OSPF Weights," in Proc. INFOCOM2000, pp.519-528, 2000.
- 5) C. Villamizar, "OSPF Optimized Multipath (OSPF-OMP)," IETF Internet-Draft, draft-ietf-ospf-omp-03.txt, 1999.
- 6) A. M. Mishra, A.Sahoo "S-OSPF : A Traffic Engineering Solution for OSPF based Best Effort Networks," IEEE Globecom 2007, pp.1845-1849, 2007.
- 7) E. Oki, A. Iwaki "F-TPR: Fine Two-Phase IP Rerouting Scheme over Shortest Paths for Hose Model," IEEE Communications Letters, Vol. 13, No. 4, pp.272-279, 2009.
- 8) M.Hara, T.Yoshihiro, "A Multi-path Load Balancing Method using SBR Mechanisms for Link-state Routing" マルチメディア、分散、協調とモバイルシンポジウム (DICOMO 2009), 2009.
- 9) T. Yoshihiro, "Single Backup-table Rerouting Schemes for First Failure Protection in OSPF," IEICE Transactions on Communications, Vol. E91-B, No. 9, 2008.
- 10) H.Ito, K.Iwama, Y.Okabe, T.Yoshihiro, "Single backup table schemes for shortest-path routing," Theoretical Computer Science, 333(3):347-353, 2005.
- 11) H. Ito, K. Iwama, Y. Okabe and T. Yoshihiro, "Single Backup-table Schemes for Shortest-Path Routing," Theoretical Computer Science, Vol.333, pp.347-353, 2005.
- 12) A.Medina, A.Lakhina, I.Matta, and J.Byers, "BRIT: An approach to universal topology generation," in Proceedings of IEEE MASCOTS, pp.346-353, 2001.
- 13) B. Waxman, "Routing of Multipoint Connections," IEEE J. Select. Areas Commun., 1988.
- 14) A.L.Barabasi and R.Albert, "Emergence of Scaling in Random Networks," Science, 286:509-512, October 1999.
- 15) The VINT Project, The Network Simulator ns-2, <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>.