

広域TCP オーバレイにおけるデッドロックフリールーティング

弘 中 健[†] 斎 藤 秀 雄[†] 田 浦 健 次 朗[†]

リンクのバンド幅が不均一な広域環境用オーバレイ上の通信には、中間ノードのバッファの関係でフロー制御が大変重要である。特にバンド幅が太いリンクから細いリンクに転送する中間ノードはバッファデータが際限なく増加してしまう恐れがある。しかし、一般に複数の転送が共存するオーバレイで中間ノードがリンクからの読み出しを中断するとシステムがデッドロックする恐れもある。今まで数多くのオーバレイシステムとフロー制御アルゴリズムが提案されて来た。しかしこれらの多くは最適なスループットを得るために多くのパラメータチューニングが必要な上、中間ノードのバッファがオーバーフローしないことを保障するものではない。一方、並列計算インターコネクトではノード間通信をスイッチ間のパイプライン転送で行い、デッドロックフリーなルーティングを採用している。本稿では広域オーバレイネットワーク上でのデッドロックフリールーティングを考察する前段階として、2ノード間通信をデッドロックフリーにパイプライン転送で行うシステムを実装した。2つの既存デッドロックフリールーティングに環境のバンド幅情報を注入し、LAN/WANが混合する広域ネットワークでデータ転送の評価と比較を行った。

Deadlock-free Routing in Wide-area TCP Overlays

KEN HIRONAKA,[†] HIDEO SAITO[†] and KENJIRO TAURA[†]

In wide-area overlay networks where link bandwidths are heterogenous, flow control is essential with respect to intermediate node memory buffers. In particular, in a case where a node has to transfer data from a high-bandwidth link to a low-bandwidth link, the node may have to keep storing more unsent data in its local buffer unlimitedly. However, in an overlay network where several data transfers coexist, if an intermediate node simply gives up reading inbound data, the system may result in a deadlock. Many flow control algorithms have been proposed for wide-area overlay networks, yet many of them require parameter fine tuning, and do not eliminate the buffer overflow problem. In parallel computer interconnects, inter-node communication is usually done in pipeline fashion among switches with deadlock-free routing. As a prerequisite to exploring the viability of deadlock-free routing in wide-area settings, we have implemented deadlock-free routing for pipelined data-transfers in wide-area overlays. We have taken two existing deadlock-free algorithms, in conjunction with bandwidth information of the underlying environment, and compared the algorithms in an environment with LAN/WAN settings.

1. はじめに

広域なネットワーク環境 (WAN) において UDP/TCP を用いたオーバレイを構築し、データ通信を行うシステムが増えてきている。今までの多くの実装は 1 対 N のコンテンツマルチキャストを行うものが多かった^{4),12)}。近年、広域環境の NAT/firewall を克服するため、またスケーラビリティを理由に任意の 2 ノード間の通信にオーバレイを用いるシステムも増えており^{2),3),13)}。広域環境の並列分散計算への応用も検討されている^{9),14)}。

しかし、広域環境において転送を行う場合、オーバレイを構成するリンク間のバンド幅の違いが大きな課題になる。簡単な実装では、中継ノードは自分へ送られて来たデータを全て受信し、バッファし、転送すべきデータはソケットに書き込める時に送信するという手法を取る。しかし LAN/WAN 環境が混合するオーバレイでは、100Mbps から 1Gbps のリンクとバンド幅に大きな違いが生じる。例えば、太いバンド幅を持つリンクから細いバンド幅を持つリンクにデータ転送を行う場合、中継ノードは転送すべきデータがなかなか送信出来ないまま、永遠に受信し続けバッファすべきデータが際限なく増えてしまう恐れがある。これを防ぐべく、各ノードのバッファを有限にし、バッファが一杯になったら受信を中断するというフロー制御も

[†] 東京大学
The University of Tokyo

考えられるが、これを行うとオーバーレイ内の転送同士がデッドロックする怖れがある。大きなデータの転送を行う時、有限バッファでフロー制御しながら転送する方法として受信したパケットを送信出来たらまた新たに受信する、というようなパイプライン方式の転送が有効である。しかしこの方法では転送に使うリンク達を一つの転送が占有し、複数の転送間で同様にデッドロックする恐れがある。従って、リンクのバンド幅が不均一な環境でのノード間のフロー制御は自明ではなく、非常に重要な問題である。

その一方、並列計算プラットフォームのインターコネクトネットワークにおいてもノード間高速通信で同様な検討がされて来た。多くの場合、一時的に使用する中間リンクを占有し、パイプライン転送を行うウォームホールルーティングが用いられる。ネットワーク上に複数の転送が共存するので、デッドロックにならないようなルーティングが採用されている。ルーティング手法によって転送がデッドロックしないことが保証されるので有限バッファで使用するリンクのバンド幅に関係なくパイプライン転送を行うことが可能である。中には特殊なネットワークポロジを仮定しないルーティングアルゴリズム^{6),11),15)}もあり、一般的なネットワークポロジの環境にも適用可能である。しかし、従来の提案はネットワーク環境が均一な高速並列計算環境におけるスイッチルーティングが前提とされており、広域ネットワークのバンド幅が不均一な環境での考察はされてこなかった。

本稿では、広域オーバーレイネットワーク上でのデッドロックフリールーティングを考察する前段階として、広域環境の TCP オーバーレイ上でデッドロックフリールーティングを実装し、評価を行った。転送にはウォームホールルーティングを用い、使用する TCP 接続を占有しながらパイプライン転送を行う。従って中継ノードは有限なバッファを用いて転送を行うことが可能である。Up/Down Routing, Ordered-Link Routing の二つの既存のデッドロックフリールーティングアルゴリズムにネットワーク環境のリンクバンド幅情報を与え、ルーティングがバンド幅情報を考慮するように改良した。また、広域環境において二つのルーティングアルゴリズムの比較を行った。

以下、2章で関連研究を紹介し、3章で基本概念の定義を行う。4章で採用したデッドロックフリールーティング、改良、実装を述べ、5章で評価を行い、6章でまとめ、今後の課題を示す。

2. 関連研究

今までに、広域環境用のオーバーレイは数多く提案されて来たが、任意の2ノード間の転送を有限な中継バッファで転送を行う実装はない。

コンテンツをソースから階層的にピアにマルチキャストで転送するようなフレームワークには、DHTをベースとした実装^{4),5)}などがある。しかし、これらではUDPの通信を仮定しており、データの到着を保障していない。データの到着を保障する実装¹⁶⁾では、TCP接続を通信に使い各ノードの有限バッファがオーバーフローするように、上位のリンクからデータを読み出すペースを調節する。データのフローを一時的に中断することで上位にもコンジェスションが伝搬し、フロー制御がされる。しかし、これは送信元が一ヶ所であるマルチキャストであるがゆえに許されることで、一般に複数の独立した転送が存在するネットワークでは、デッドロックする恐れがある。

そのため、複数の転送が混在するオーバーレイでは各ノードは送信されたデータはすべて受信する代わりに、中間ノードは送信元に対してフィードバックを与える実装も多い^{1),10)}。しかし、これらのシステムでは各ノードのバッファがオーバーフローしないように細かなパラメータチューニングも必要であり、煩雑である。また、各ノードのバッファがオーバーフローしないという保証もなく、リンク間でバンド幅も大きく異なるような広域環境に適さない。

並列計算機で使われるインターコネクトではスイッチがノード間の転送を行うためにデータをウォームホールルーティング⁸⁾と呼ばれるパイプライン転送を行うことが多い。しかしバッファが限られているため、各スイッチは現在バッファしているデータ破片が次のスイッチに転送出来るまで次のデータを受信しようとし、このような環境で転送間でデッドロックを招かないようにネットワークの規則性を利用したルーティング^{7),8)}も考案されて来た。また、特殊な並列計算用ネットワークだけではなく、一般的な(不規則な)ネットワークでもデッドロックしないようなルーティングも考えられてきた^{6),11),15)}。しかし今までの主な対象は、スイッチのルーティングであり、広域ネットワーク環境に必要な不均一なバンド幅などの考慮がされてこなかった。また、広域環境で考える1リンクは下層では多様の物理リンクで構成されており、これらへの考慮も必要である。

3. 定義

3.1 ワームホールルーティング

任意 2 ノード間である転送を行う時、転送データは flit と呼ばれる最小パケット単位に分割され、中継ノードはあるリンクから受信した flit を即座に次のリンクに送信するパイプライン転送を行う。使用するオーバーレイを計算機とそれらをつぶす TCP 接続からなる有方向グラフとしてモデルする。つまり、有方向グラフ $G(V, E)$ に対して、 V を計算機の集合、 E を存在するすべての TCP 接続の集合とする。ただし、一つの TCP 接続は双方向通信が可能のため、1 接続に対して 2 つのエッジが存在する。以後、1 TCP 接続をリンク、TCP 接続の一方をエッジと呼ぶことにする。その転送は使用するエッジを順番に占有して行く。つまり、ある転送がエッジ e_1, e_2, \dots, e_n ($e_i \in E$) を順に使う場合、転送の最初の flit がこれらのエッジを順番にロックして行く。あるエッジがある転送にロックされている間、そのエッジにはその転送の flit しか流れえない。また、転送の最後の flit が順番にこれらのエッジを順番にアンロックして行く。アンロックされたエッジには再び他の転送がロックし、エッジ上に flit を流すことが可能になる。このように使うエッジを占有しながらパイプライン転送することをワームホールルーティングという。

3.2 デッドロックフリーの条件

あるネットワーク上に複数の転送がワームホールルーティングを行うとデッドロックする可能性がある。エッジ列 e_1, e_2, \dots, e_n を使う転送において、エッジ間の依存関係が生じる。具体的には $e_i \rightarrow e_{i+1}$ ($i = 1, 2, \dots, n-1$) と矢印で表わされる。複数の転送がオーバーレイ上で発生した場合、このような依存関係にサイクルが生じてしまうことがある。具体的な例を図 1 に示す。この例において、ある転送はエッジ 1, 2, 3 を必要とし、もう一方の転送はエッジ 3, 4, 1 を必要とする。二つの転送が同時に発生し、一方の転送がエッジ 1, 2 を、別の転送がエッジ 3, 4 をロックした状態に陥ると、どちらも必要エッジをすべて確保することが出来ず、永遠にブロックする。これはエッジ $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3 \rightarrow 1$ というエッジ依存関係にサイクルが生じたことによる。つまり、デッドロックフリーに転送を行うにはエッジの依存関係にサイクルが生じないようにリンクを使う転送を行うことで、これを強制するルーティングをデッドロックフリールーティングという。

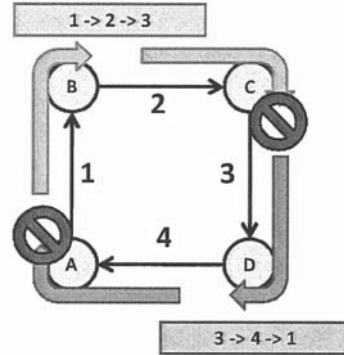


図 1 二つの転送によるデッドロックする例
Fig. 1 An example of 2 transfers in a deadlock

4. 手法

本稿では、既存のデッドロックフリールーティング手法の内、Up/Down Routing, Ordered-link Routing の二つを採用し、実広域環境上で転送を行う実装を行った。既存の手法に加え、広域環境の不均一なバンド幅を考慮するために、使用する各ノード間最大バンド幅の情報をルーティングに活用した。この情報は既存研究¹⁷⁾で広域環境でも高速に、かつ正確に測定出来ることが示されている。以下、採用したルーティングアルゴリズムを紹介し、バンド幅情報を用いた改良点について述べる。

4.1 Up/Down Routing

この手法にはすべてのリンクに up もしくは down の何れかの方向を割り当て、転送を行う時には「down リンクを使った後は up リンクを使用することは出来ない」という制約を課してルーティングを行う。具体的には、あるノードをルートとしたスパニングツリーを考える。この木を幅優先探索を行い、他のノードに昇順に識別子の数と、深さを割り当てる。その後、各リンクに対して以下の方向を up とする。

- 深さが浅い方向
- 深さが等しい場合、識別子が小さい方向

Up, Down が割り振られたグラフの例を図 2 に示す。

4.2 Ordered Link Routing

この手法ではすべてのリンクに番号(ランク)を割り当て、転送を行う時には「今まで使ったリンクよりも小さいランクのリンクを使用することは出来ない」という制約を課してルーティングを行う⁶⁾。まず、オーバーレイグラフを無方向グラフとして考える。グラフのリンクすべての集合を E とすると、この集合を m 個

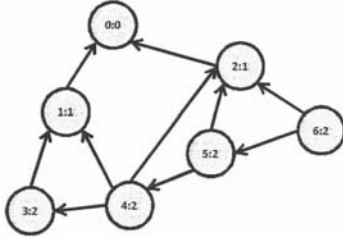


図 2 Up/Down が矢印で割り振られたグラフ. 識別子, 深さを区切って表示

Fig. 2 A graph with arrows to indicate Up/Down labels. Node id and depth are delimited by a colon.

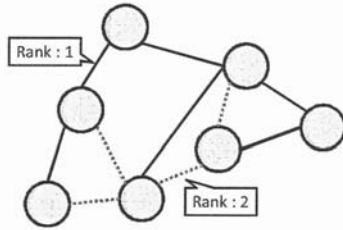


図 3 ランク割り振られたグラフ

Fig. 3 A graph with ranks

のサブセット E_i に分割する.

$$E_i \cap E_j = \emptyset \quad (i \neq j) \quad (1)$$

$$E_1 \cup E_2 \dots \cup E_m = E \quad (2)$$

ある 2 点間の転送にリンク列 e_1, e_2, \dots, e_M を使ったとする. ルーティングの制約として, $k = 1, 2, \dots, M - 1$ に対して $e_k \in E_i$ を使ったならば, 次に使えるリンクは $e_{k+1} \in E_i \cup E_{i+1} \dots \cup E_m$ である. 以後, $e \in E_i$ であるようなリンク c を「ランク i のリンク」と呼ぶことにする.

以下の手法で E_i を分割する. ここでノード数は一定で N 個とする.

- (1) E から, $N - 1$ 本のリンクを選び, スパニングツリーを構築し, E_1 とする. $E = E - E_1$
- (2) 残りのリンクの集合 E から同様にスパニングツリーをベストエフォートで構築しようとする. これを E_2 とする. $E = E - E_2$
- (3) E が \emptyset になるまで繰り返す.

「ベストエフォート」で行う理由は, E_2 以降スパニングツリーが構築出来るとは限らないからである. ランクが割り振られたグラフの例を図 3 に示す.

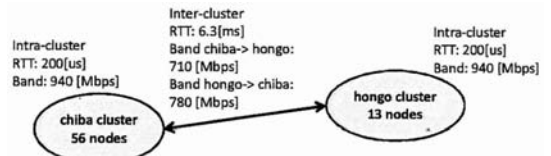


図 4 実験クラスタの遅延・バンド幅

Fig. 4 Latency and bandwidth for clusters in the experiment

4.3 バンド幅情報を用いた Ordered Link Routing

ここで, どの順番でリンクを選び, スパニングツリーを構築していくか, という問題が考えられる. 特に, 重要性の高いリンク達は多くの転送で使えることは重要で, これらには低いランクが割り振られることが大切である. これはつまり, 重要性が高いリンクを優先的にスパニングツリー構築に使うことが求められる. バンド幅が太いリンクは, 細いリンクよりもより多く転送をサポート出来る上, ネットワークが提供するバンド幅容量を最大限に活用すべきであるため, バンド幅が太いリンクから優先的にスパニングツリーの構築に選択する.

4.4 バンド幅情報を用いたルーティングテーブルの構築

それぞれのルーティング手法を元に各ノードのルーティングテーブルを構築する. 各ノードを起点に, 他のノードへのパスはグラフを深さ優先探索を行って確立する. ルーティングのメトリックとして, バンド幅情報を導入する. パスを転送に使うことで得られるバンド幅が太いほど, パスの中継ホップ数が少ないほど選択される. パスのバンド幅の算出にはノード間バンド幅情報を用いる. 任意のノードへの転送はそのノードへのパスに沿ってワームホールルーティングされる.

5. 評価実験

この章では, TCP オーバレイ上でそれぞれのデッドロックフリールーティングを比較した. この実験には, InTrigger プラットフォーム^{*}上で, 幾つかの計算機クラスタを用いた. 実験に用いたクラスタ同士の間バンド幅を示したものを図 4 に示す. TCP オーバレイの構築には, 各計算ノードは少数 (5 ノード) のノードをランダムに選択し, 接続を確立する. 確立された TCP のランダムグラフをベースにルーティング

^{*} <https://www.logos.ic.i.u-tokyo.ac.jp/intrigger/>

テーブルが計算され、実際のノード間転送が行われる。また、パイプライン転送の最少パケット単位、flit は 32KB とした。

それぞれのルーティング手法は以後、以下のようにラベル付ける。

updown Up/Down routing

ordered:hub Ordered link routing: fanout が大きいノード同士のリンクから追加

ordered:rand Ordered link routing: ランダムにリンクを追加

ordered:band Ordered link routing: バンド幅順にリンクを追加

ordered:hub は⁶⁾で提案されている手法であり、ハブとなるようなノード同士を積極的に繋ぐ。ordered:rand は比較対象としてある。

5.1 比較

この実験では、chiba, hongo クラスターの 26 ノードでそれぞれのルーティング手法を以下二つの通信パターンを行い、終了時間からネットワークバンド幅使用の効率を比較する。手法間比較には、同じオーバーレイグラフを用い、ルーティングテーブルのみ変更した。all2all:全てのノードは他のすべてのノードへデータ転送する

random:全てのノードはランダムに選択した 100 ノードへデータ転送する

1つのデータ転送のサイズを 10MB として比較した結果を図 5(a), (b) に示す。この結果の特徴として、どの転送パターンにおいても updown, ordered:band が他の 2 手法よりも安定して大幅に短時間で終了していることが分かる。これから、updown, ordered:band の手法が環境のネットワークバンド幅をより有効に使用していることが分かる。ordered:band は ordered:hub, ordered:rand それぞれに対しても大幅に改善しており、ここで行った改良が有効であったことを示している。ここで updown で安定して良い結果が得られたことをより解析するために、各ルーティング手法で得られる 2 点間ルートのホップ数の累積確率分布、及び各エッジ (TCP 接続の片方向) を使うルート数の分布のボックスプロットを図 6(a), (b) にそれぞれ示す。まず、updown で作られずパスはととても短くなっている (3 ホップ以内)。ordered:hub では、ハブとなるノードを繋ぐリンクを優先的に追加しているため、結果として全体のパスの長さが同様に短縮されていることも分かる。それに対して、ordered:rand, ordered:band は非常に長いパスもあることが分かる。パスが長いということは一つの転送で占有されるエッジが多くなるた

め、エッジへのコンテンションが多発し、独立した転送同士が逐次化される確率が高くなることを示す。さらに図 6(b) は一つのエッジを使用するパス数の分布を示したもののだが、updown だと一つのエッジを使用する転送は少なく、エッジの利用率が大きく偏っていないことが分かる。それに対し、ordered link を使った手法では少数のエッジに利用が集中していることが見受けられる。これも、転送間のコンテンションを多き、バンド幅の使用率を低下させている要因だと考えられる。ordered:band はそれでも性能が比較的良好いことは、バンド幅に焦点をおいてスパニングツリーを構築していることにより、各エッジのバンド幅容量効果的に活用出来ているからだと思えるが、さらなる解析が必要である。

一般に Up/Down ルーティングを行うと、浅い深さのノードのエッジにコンテンションが集中し、転送間の並列度に支障をきたすと指摘されて来た^{6),11)}。しかし実際には、そのような傾向はあまり見受けられず、エッジの利用も比較的分散している結果となった。ここでオーバーレイがそれほど疎でないため (26 ノードで 1 ノード 5 接続) 1 ノードにつき 2 接続確立するシナリオでも同様な比較評価も行った。確かにパフォーマンスは使えるエッジが減少するため劣化するが、他の手法も同様で手法間の優劣に変化はなかった。

6. まとめと今後の方針

本稿では広域オーバーレイネットワーク上の 2 点間通信でデッドロックフリールーティングを行うシステムを実装した。Up/Down Routing, Ordered-Link Routing の二つの既存のデッドロックフリールーティングアルゴリズムに対し、2つのクラスターを用いて比較実験を行った。特に Ordered-Link Routing には使用環境のバンド幅情報を活用し、ルーティングの改善を図った結果、ネットワークバンド幅の使用に大幅な改善が見られた。またこの評価で Up/Down Routing も同等な性能を示し、一般的な見解と異なり、現在でも有用な手法であることを示した。

今後、広域環境上でデッドロックフリールーティングを考えるべきことで、以下が挙げられる。

TCP 接続間のハンド幅の競合: オーバレイ上ではスイッチなどで考えるリンクと異なり、複数のリンクが 1 つの物理リンクを共有することがある。従って共有するリンク間で物理リンクのバンド幅が分割される場合がある。今後、環境のバンド幅情報を用いるなどし、このような競合が少なくなるように接続を張ることが考えられる。

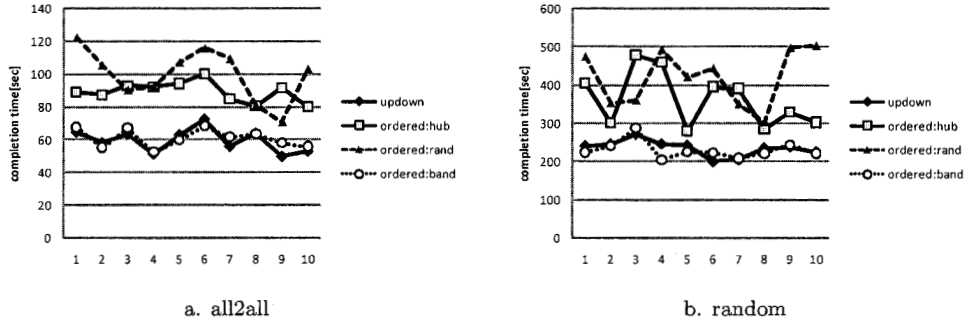


図 5 hongo, chiba クラスタで、10MB のデータ転送の終了時間
Fig. 5 completion time for 10MB data transfer on clusters hongo, chiba

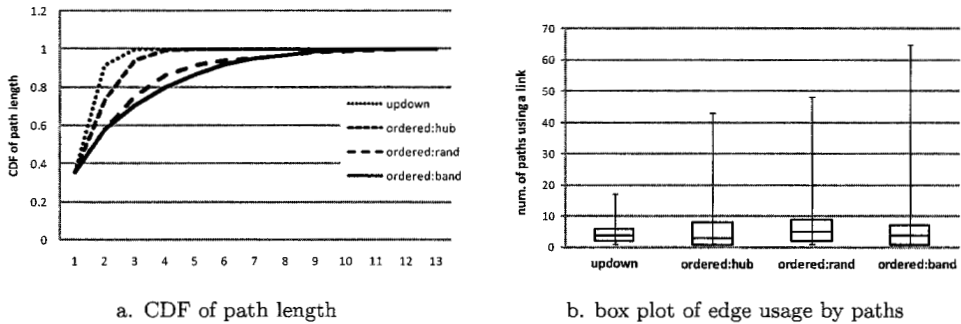


図 6 手法間で得られるルートの解析
Fig. 6 Analysis on routes constructed by each routing algorithm

リンクバンド幅容量の効率的な活用: あるリンクがあまりバンド幅を必要としない転送に占有される場合、バンド幅容量のほとんどは未使用になる。これは大きな損失であり、このようなケースは特に広域環境で顕著になると考えられる。このような損失を最小限にするようにルーティングを行う手法が必要である。

7. 謝 辞

本研究の一部は文部科学省科学研究費補助金特定領域研究「情報爆発に対応する新 IT 基盤研究プラットフォームの構築」の助成を得て行われた。

参 考 文 献

- 1) Amir, Y., Awerbuch, B., Danilov, C. and Stanton, J.: A cost-benefit flow control for reliable multicast and unicast in overlay networks, *IEEE/ACM Trans. Netw.*, Vol. 13, No. 5, pp. 1094–1106 (2005).
- 2) Amir, Y. and Danilov, C.: Reliable Communication in Overlay Networks, *dsn*, Vol. 00, p.

- 511 (2003).
- 3) Amir, Y., Danilov, C., Goose, S., Hedqvist, D. and Terzis, A.: 1-800-OVERLAYS: using overlay networks to improve VoIP quality, *NOSSDAV '05: Proceedings of the international workshop on Network and operating systems support for digital audio and video*, New York, NY, USA, ACM, pp. 51–56 (2005).
- 4) Castro, M., Druschel, P., Kermarrec, A.-M., Nandi, A., Rowstron, A. and Singh, A.: Split-Stream: high-bandwidth multicast in cooperative environments, *SOSP '03: Proceedings of the nineteenth ACM symposium on Operating systems principles*, New York, NY, USA, ACM, pp. 298–313 (2003).
- 5) Castro, M., Druschel, P., Kermarrec, A.-M. and Rowstron, A.: Scribe: A large-scale and decentralized application-level multicast infrastructure, *IEEE Journal on Selected Areas in Communication (JSAC)*, Vol. 20, No. 8 (2002).
- 6) Chiu, D. M., Kadansky, M., Perlman, R., Reynders, J., Steele, G. and Yuksel, M.: Deadlock-Free Routing Based on Ordered

- Links, *lcn*, Vol. 00, p. 0062 (2002).
- 7) Dally, W. J. and Aoki, H.: Deadlock-Free Adaptive Routing in Multicomputer Networks Using Virtual Channels, *IEEE Trans. Parallel Distrib. Syst.*, Vol. 4, No. 4, pp. 466–475 (1993).
 - 8) Dally, W. J. and Seitz, C. L.: Deadlock-Free Message Routing in Multiprocessor Interconnection Networks, *IEEE Trans. Comput.*, Vol. 36, No. 5, pp. 547–553 (1987).
 - 9) Hironaka, K., Saito, H., Takahashi, K. and Taura, K.: gluepy : A Simple Distributed Python Programming Framework for Complex Grid Environments, *LCPC '08: Proceedings of the 21st Annual Workshop on Languages and Compilers for Parallel Computing, To Appear*, Edmonton, Alberta, Canada (2008).
 - 10) Kar, K., Sarkar, S. and Tassiulas, L.: A Simple Rate Control Algorithm for Maximizing Total User Utility, *INFOCOM*, pp. 133–141 (2001).
 - 11) Koibuchi, M., Jouraku, A., Amano, H. and Funahashi, A.: L-turn Routing: An Adaptive Routing in Irregular Networks, *icpp*, Vol. 00, p. 0383 (2001).
 - 12) Kostić, D., Rodriguez, A., Albrecht, J. and Vahdat, A.: Bullet: high bandwidth data dissemination using an overlay mesh, *SOSP '03: Proceedings of the nineteenth ACM symposium on Operating systems principles*, New York, NY, USA, ACM, pp. 282–297 (2003).
 - 13) Maassen, J. and Bal, H. E.: Smartsockets: Solving the Connectivity Problems in Grid Computing, *HPDC '07: Proceedings of the 16th international symposium on High performance distributed computing*, New York, NY, USA, ACM, pp. 1–10 (2007).
 - 14) Saito, H. and Taura, K.: Locality-aware Connection Management and Rank Assignment for Wide-area MPI, *CCGRID '07: Proceedings of the Seventh IEEE International Symposium on Cluster Computing and the Grid*, Washington, DC, USA, IEEE Computer Society, pp. 249–258 (2007).
 - 15) Sancho, S., Robles, A. and Duato, D.: An Effective Methodology to Improve the Performance of the Up*/Down* Routing Algorithm, *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, Vol. 15, No. 8, pp. 740–754 (2004).
 - 16) Urvoy Keller, G. and Biersack, E. W.: A congestion control model for multicast overlay networks and its performance, *NGC'2002, 4th international workshop on network group communication, 23-25 October, 20002 - Boston, USA* (2002).
 - 17) 長沼翔, 高橋慧, 斎藤秀雄, 柴田剛志, 田浦健次朗,

近山隆: ネットワークトポロジを考慮した効率的なバンド幅推定手法, 先進的計算基盤システムシンポジウム (SACSIS2008), 情報処理学会 (2008).