

広域分散データ配置のネットワーク関連障害耐性に対する 媒介中心性を用いた評価法の検討

On evaluating method to tolerance of distributed data placements to
network-induced correlated failures based on betweenness centrality

阿部 洋丈
ABE Hirotake

梅村 恭司
UMEMURA Kyouji

豊橋技術科学大学 情報工学系

Dept. of Information and Computer Sciences, Toyohashi University of Technology
{habe,umemura}@ics.tut.ac.jp

概要

インターネットバックボーンに起因する関連障害に対する広域分散ストレージの耐性を評価する一手段として、AS レベルのトポロジにおける媒介中心性を利用する方法を検討する。1つのASが完全に機能停止するような障害、および、ASが持つ最も重要なピアリングに起きた障害によって任意の2つのAS間の通信が一時的に寸断される確率は、それぞれの持つ媒介中心性を用いて近似的に計算できる。本論文では、媒介中心性の持つスケールフリー性を利用することで、障害を起こすASの次数と、広域分散データ配置が持つ関連障害への耐性との関係性を計算によって求める方法について論じる。

1 はじめに

Peer-to-Peer システムなどの広域分散システムにおける関連障害 (Correlated Failure) への対策が注目を集めている [9, 14]。関連障害とは、単一の原因によって分散システム中の多数の多数のノードが同時に障害を起こす現象である。関連障害を引き起こす原因としては、人為的な妨害行為、多数のノードが同一バージョンのプログラムを使用していたことによる

もの (バグの同時発現や、脆弱性を突いたワームの蔓延、等) や、インターネットバックボーンにおける障害などが考えられている。以降、本論文では「インターネットバックボーンにおける障害に起因する関連障害」を、単にネットワーク関連障害と呼ぶ。

本論文では、ネットワーク関連障害に着目する。ネットワーク関連障害は、他の原因による障害に比べ、その影響の範囲が広範に及びやすい。他の原因による関連障害では、その影響を受けるのは人為的な攻撃の対象となったシステムや、バグや脆弱性を抱えたプログラムを利用しているシステムの利用者に限られる¹。しかし、ネットワーク関連障害では、インターネットに依存するすべてのシステムが影響を受け得る。2006年1月に起きた Sprint 社 (米国の大手ISP) 内部におけるケーブル切断事故は、米国の西海岸側にある Sprint 社の顧客のネットワークを世界中の他のネットワークから数時間に渡り孤立させた [4]。その結果、孤立された側の利用者は、IP 電話なども含めて、インターネットを利用して提供されるサービスの大部分を利用できなくなった。また、他ネットワークの利用者から見ると、孤立させられた側のネットワークに存在していたサーバにア

¹但し、DNS のように、すべてのインターネット利用者が利用するシステムに関しては、その障害による影響は大きい。

クセスすることができなくなった。

我々は、ネットワーク関連障害による通信の寸断にも耐えうる広域分散ストレージの開発を進めている [1]。広域分散ストレージにおいて関連障害への耐性を決定づけるものは、データの分割・複製・符号化を含めた、データ配置の戦略である。これまでの研究では、考案したデータ配置について、網羅的な計算によるシミュレーションを通じてデータ配置の持つ耐性を評価を行ってきた。しかし、シミュレーションによる手法には2つの問題があった。第1に、実際のインターネットと同規模のネットワークを扱うには膨大な計算が必要となることである。第2に、データ配置とその評価結果の間の関連性が不透明であるために、より良いデータ配置の発見のための知見を得にくいという点である。

そこで本論文では、広域分散データ配置を効率的に評価する方法として、インターネットのASトポロジの持つ媒介中心性 (Betweenness Centrality) を用いる方法を検討する。媒介中心性は、社会的ネットワーク分析において用いられる指標の一種であり、すべてのノードのペアに対して最短経路を考えたとき、あるノードやあるエッジの上を通過する最短経路の本数を表している。ポリシールーティングの影響が無視できるほど小さいということを仮定すると、ASトポロジにおける媒介中心性は、そのノードやエッジが障害を起こした際に任意の2点間の通信が寸断される確率であると解釈することができる。そのため、媒介中心性を利用することで、あるデータ配置が持つ耐性を近似的に計算することが可能となる。本論文では、その計算方法、および、実際に観測されたASトポロジを用いた計算結果について述べる。

2 関連障害への耐性

本節では、本論文で用いる「関連障害への耐性」の定義について述べる。

本論文における「関連障害への耐性」という用語は、いわゆる「耐故障性」とは異なるものを意図している。耐故障性とは、あるシステムに関して、「あるクラスの障害の発生に際しても正常な動作を維持することを保証できる」という性質を表す技術用語

である。たとえば、「RAID5で冗長化されたディスクアレイは、『ディスク1台の故障』というクラスの障害に対しては耐故障性があるが、『ディスク2台の同時故障』というクラスの障害には耐性が無い」という文脈で用いられる。

関連障害のような大規模な障害への対策を考える場合「耐故障性」という指標だけでは対策の善し悪しを十分に議論できない恐れがある。それは、大規模な障害の発生に際しては、多くのシステムが完全な動作を保証できなくなり、ほとんどのケースで「耐故障性が無い」と判断されてしまうためである。たとえ完全な動作保証が出来ないとしても、より高い確率でシステムの機能を維持できるという性質は有用であるだろう。

そこで我々は、耐故障性の概念の一般化として、「ノードを無作為に抽出したときに、あるクラスの障害の発生に際して正常な動作を維持できる確率」を考える。更に、障害の規模を表すパラメータを用いて、障害への耐性が障害の深刻さの変化に対してどのように応答するかを評価したいと考えている。

本論文において想定するのは以下の2つの障害である。

全停止 ある1つのASにおいて、その機能が完全停止する。

最酷部分停止 ある1つのASにおいて、障害が起きた場合に最も深刻な被害をもたらす恐れのあるピアリングが機能停止する。

全停止は、あるASを表すノードを通過するすべての通信が不能になるような障害であるとする。ASトポロジ上で比較的容易に取り扱うことが可能である。しかし、AS全体の機能が停止するという障害を想定することは、特に規模の大きなASにとっては現実的ではないことが懸念される。そこで我々は、全停止よりも現実的な想定として、最酷部分停止を取り上げる。最酷部分停止では、あるASが持つピアリングの中でどれが最も深刻な被害をもたらすリンクであるかをASトポロジから特定する必要がある。このため、最酷部分停止は全停止よりも取扱いが困難になる。

また本論文では、上記の2つの障害について、その深刻さを表すパラメータとして「障害を起こすASの持っているピアリングの数」を用いる。ピアリングを多数持つASほど、インターネットの中で重要な役割を果たしていると考えられるため、そこでの障害はより深刻な結果をもたらすことが予想される。ASトポロジをグラフとして扱う場合、ASから出ているピアリングの数は、ASを表すノードの次数（そのノードと他のノードを結ぶエッジの数）に相当する。

3 媒介中心性

3.1 意味と定義

媒介中心性は、社会的ネットワーク分析においてしばしば用いられる「中心性」の一種である。社会的ネットワーク分析の目的の1つに、あるネットワークの中において重要な役割を担っている人物や人間関係などを発見することがある。その際に、ネットワークを単純なグラフで表現し、各ノードや各エッジが表している実体の特徴を考慮せずに、ネットワーク構造だけから重要度を求めるという方法がしばしば用いられる。そのようにして求められる重要度の指標は「中心性」と呼ばれる。中心性には、媒介中心性の他に、次数中心性、近接中心性、固有ベクトル中心性、勢力中心性などがある [10]。

連結無向グラフ $G = (V, E)$ において、あるノード $v \in V$ の媒介中心性 $b(v)$ は以下のように定義される。

$$b(v) = \sum_{s,t \in V \setminus \{v\} (s \neq t)} \frac{\sigma_{st}(v)}{\sigma_{st}} \quad (1)$$

このとき、 σ_{st} は $s \in V$ と $t \in V$ の間の最短経路の数、 $\sigma_{st}(v)$ は s と t の間の最短経路のうち v を含む経路の数を表している。同様に、エッジ $e \in E$ の媒介中心性 $b(e)$ も以下のように定義することができる。

$$b(e) = \sum_{s,t \in V (s \neq t)} \frac{\sigma_{st}(e)}{\sigma_{st}} \quad (2)$$

ASトポロジにおいては、ASおよびAS間ピアリングの持つ媒介中心性は、可能なすべてのAS間通信経路のうち、その上をを通過している経路の数を近似的に表していると解釈することができる。それは、

AS間のルーティングで主に用いられているBGP[11]を含めた多くの経路選択アルゴリズムにおいて、経路決定のための基本的なメトリックとしてASを経由するホップ数が用いられているためである。

あるASの上を通過している通信経路の数とは、見方を変えると、そのASが障害を起こした時に一時的に寸断される通信経路の数である。そのことを踏まえると、任意の2つのAS間において、媒介中心性が b であるような1つのASや1つのピアリング障害が発生した場合、そのAS間の通信が寸断されてしまう確率 P_f は以下のように推定することができる。

$$\hat{P}_f(b) = \frac{b}{N(N-1)} \quad \text{但し } N \text{ は AS の総数} \quad (3)$$

動的なルーティングでは、通信経路に障害が発生すると、その障害を回避するように自動的に経路が切り替わり、通信が回復する。しかし、通信が回復するまでには、その障害の内容に応じてさまざまな長さの時間を要する²[12]。そのため、高い可用性が求められるような広域分散システムにおいては、新しい経路情報が伝搬するのを待つのではなく、経路障害の影響をなるべく受けたくないような設計を採用することが望ましい。

媒介中心性があくまで近似である理由は2つある。1つは、実際のBGPルーティングでは、個々のASが設定したポリシールールのために、すべての最短経路が互いに等しい確率で選択されるとは限らないためである。もう1つは、同じくポリシールールのために、最短でない経路が選択される可能性があるためである。ポリシールーティングのためにどれほどの誤差が生じているかを調査することは今後の課題である。

3.2 次数と媒介中心性の関係

前節では、媒介中心性から通信の寸断確率を計算する方法について述べた。この方法を用いてASノ-

²Labovitsらの報告 [8] によれば、障害発生から経路情報の収束までに要する時間は、約30%のケースにおいて3分以上であった。

ドの次数と相関障害への耐性の関係を探るためには、AS ノードの次数と媒介中心性の間を埋める必要がある。

インターネットトポロジに関連するさまざまなメトリックを調べると、AS レベルとルータレベルの両方において、その度数分布にべき則 (power-law) がしばしば現れる。例えば、本節で取り扱う、次数や媒介中心性にもそれぞれべき則が現れることが知られている [5]。べき則はスケールフリー性とも呼ばれ、また、スケールフリー性を持つネットワークはスケールフリーネットワークと呼ばれている [2, 15]。

ノードの次数の度数分布が $p_k(k) \propto k^{-\gamma}$ 、ノードの媒介中心性の度数分布が $p_b(b) \propto b^{-\delta}$ で表されている時、 k と b の関係は以下の式で表されることが知られている [6, 13]。

$$b \propto k^{\frac{\gamma-1}{\delta-1}} \quad (4)$$

この関係を用いることで、次数 k のあるノードが故障した場合の通信の寸断確率の推定値は以下のように表すことができる。

$$\hat{P}_f(k) = \frac{a}{N(N-1)} \cdot k^\beta \quad (5)$$

但し、 $\beta = \frac{\gamma-1}{\delta-1}$ であり、 a は $b \propto k^\beta$ の比例定数である。

最酷部分障害における通信の寸断確率を求めするためには、ノードの次数 k と、そのノードが持つ「最も深刻な被害をもたらす」エッジの媒介中心性との関係を知る必要がある。最も深刻な被害をもたらすエッジとは、通信の寸断確率の定義より、媒介中心性が最大のエッジであると言える。 k とエッジ媒介中心性の最大値の関係は、我々の知る限りではまだ明らかになっていないが、おそらくスケールフリー性があることが予想される。

4 AS トポロジを用いたパラメータの推定

前節では、ノードの次数から、そのノードの障害をもたらす通信寸断の確率を求めする方法を示した。本節では、通信寸断確率を具体的に計算するためのパラメータの決定方法について述べる。同時に、次数

表 1: 前処理済みデータの概要

項目	値
ノード数	7986
ノード次数の最大値	1306
ノード次数分布のべき指数	2.03
エッジ数	22079

k とエッジ媒介中心性の最大値にスケールフリー性があることも実験的に確認する。

4.1 使用したデータ

AS トポロジに関するデータは、Skitter AS Links Dataset [7] を利用した。使用に際しては、以下の前処理を行った。

- 2007 年 10 月 1 日から同 31 日までに観測されたデータを重ねあわせ、この期間に観測された全ノード、全エッジを含むグラフを作成した。
- AS multiple 形式で表示されているノードや、それらに接続しているエッジはすべて取り除いた。
- データ中に出現するエッジはすべて無向エッジとして扱った。

この前処理によって得られたデータの概要を表 4.1 に示す。

4.2 媒介中心性の計算

媒介中心性の計算には Brandes のアルゴリズム [3] を用いた。Brandes のアルゴリズムは、 $O(|V| \times |E|)$ の時間コストですべてのノードの媒介中心性を計算可能である。

エッジの媒介中心性を計算するために、Brandes のアルゴリズムの軽微な改変を行った。Brandes のアルゴリズムはノードの媒介中心性のためのものであるが、その過程でエッジの媒介中心性を部分的に求めている。そこで、各エッジについてその値を累積することでエッジの媒介中心性も同時に求めることが可能となる。図 4.2 に改変後のアルゴリズムを示す。

```

 $C_B[v] \leftarrow 0, v \in V;$ 
 $C_{EB}[e] \leftarrow 0, e \in E;$ 
for all  $s \in V$  do
   $S \leftarrow$  empty stack;
   $P[w] \leftarrow$  empty list,  $w \in V;$ 
   $\sigma[t] \leftarrow 0, t \in V; \sigma[s] = 1;$ 
   $d[t] \leftarrow -1, t \in V; d[s] \leftarrow 0;$ 
   $Q \leftarrow$  empty queue;
  enqueue  $s \rightarrow Q;$ 
  while  $Q$  not empty do
    dequeue  $v \leftarrow Q;$ 
    push  $v \rightarrow S$ 
    for all neighbor  $w$  of  $v$  do
      if  $d[w] < 0$  then
        enqueue  $q \rightarrow Q;$ 
         $d[w] \leftarrow d[v] + 1;$ 
      end if
      if  $d[w] = d[v] + 1$  then
         $\sigma[w] \leftarrow \sigma[w] + \sigma[v]$ 
        append  $v \rightarrow P[w];$ 
      end if
    end for
  end while
   $\delta[v] \leftarrow 0, v \in V;$ 
  while  $S$  not empty do
    pop  $w \leftarrow S;$ 
    for  $v \in P[w]$  do
       $\delta[v] \leftarrow \delta[v] + \frac{\delta[v]}{\delta[w]} \cdot (1 + \delta[w]);$ 
       $e \leftarrow$  the undirected edge between  $v$  and  $w;$ 
       $C_{EB}[e] \leftarrow C_{EB}[e] + \frac{\delta[v]}{\delta[w]} \cdot (1 + \delta[w]);$ 
    end for
    if  $w \neq s$  then
       $C_B[w] \leftarrow C_B[w] + \delta[w];$ 
    end if
  end while
end for

```

図 1: エッジの媒介中心性も同時に計算するように改変された Brandes のアルゴリズム。新たに追加した部分は下線で示されており、それらを取り除いたものがオリジナルの Brandes のアルゴリズムである。 C_B がノード、 C_{EB} がエッジの媒介中心性をそれぞれ表している。

表 2: ノード媒介中心性の上位 5 件。

順位	AS 名 (次数)	媒介中心性
1	LEVEL3(1306)	1.31×10^7
2	URAL(833)	8.39×10^6
3	UUNET(829)	6.85×10^6
4	SPRINTLINK(776)	6.55×10^6
5	COGENT(754)	6.15×10^6

表 4: パラメータの推定結果

	全停止	最酷部分停止
べき指数 β	1.34	0.734
比例定数 a	854	2.46×10^3

4.3 計算結果

Skitter AS Links Dataset を処理して得た AS トポロジに対して Brandes のアルゴリズムを適用し、次数 k のノードにおける、ノード媒介中心性とエッジ媒介中心性の最大値をそれぞれ計算により求めた結果のプロットを図 2 に示す。参考のために、ノード媒介中心性、エッジ媒介中心性の上位 5 つをそれぞれ表 2 と表 3 に示す。

プロット結果より、インターネットの AS トポロジにおいてノードの次数と媒介中心性の間にべき則が成り立っていることが確認できる。また、エッジ媒介中心性の最大値に関しても、次数と媒介中心性の間にべき則が成り立っていることが見出せる。図 2 には、プロット結果に対して最小二乗法を用いてフィットさせた曲線も示してある。表 4.3 に、フィットさせて得た曲線のパラメータを示す。

5 広域分散データ配置評価への適用

本節では、前節までに示した通信寸断確率の計算方法および推定パラメータを用いて、広域分散データ配置が持つ相関障害への耐性評価の例を示す。ここでは、広域分散データ配置の例として、最も単純なケー

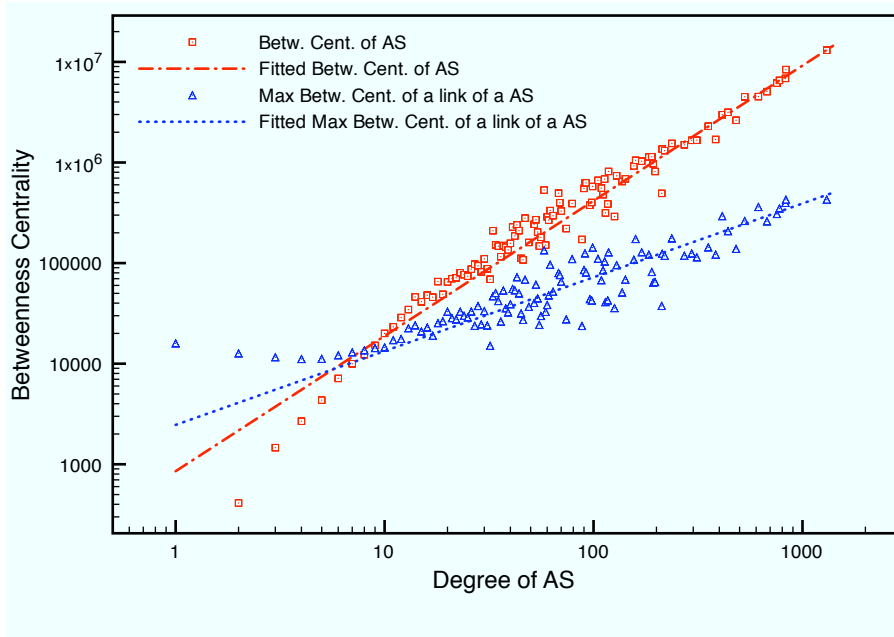


図 2: 計算によって求めた、次数と媒介中心性のプロット。

表 3: エッジ媒介中心性の最大値の上位 5 件。AS 名に ★ が付いているものは、そのエッジがその AS にとって最大の媒介中心性を持つエッジであることを意味している。

順位	AS 名 (次数) ↔ AS 名 (次数)	媒介中心性
1	★LEVEL3(1306) ↔ ★URAL(833)	4.27×10^5
2	LEVEL3(1306) ↔ ★UUNET(829)	3.96×10^5
3	LEVEL3(1306) ↔ ★ATT-INTERNET4(615)	3.61×10^5
4	LEVEL3(1306) ↔ ★SPRINTLINK(776)	3.49×10^5
5	URAL(833) ↔ UUNET(829)	3.09×10^5

スの 1 つである、以下のような単純な CDS (Contents Delivery Service) を考える。

あるデータをインターネット中のクライアントに配布するために、配布すべきデータの完全な複製を持つサーバを n 箇所の AS にそれぞれ 1 ずつ配置する。この CDS サーバ群は共通の FQDN を持ち、その A レコードには n 台すべてのサーバの IP アドレスが併記されている。クライアントは、ある IP アドレスのサーバにアクセスできない場合は順次別の IP アドレスを試す。

次数 k のある AS において全停止もしくは最酷部分停止が発生している状況下で、この CDS におい

て、あるクライアントがデータへアクセス可能である確率は以下のように推定される。

$$\hat{P}_{\text{reach}}(k) = 1 - \hat{P}_f(k)^n = 1 - \left(\frac{ak^\beta}{N(N-1)} \right)^n \quad (6)$$

この式に、前節で求めたパラメータを当てはめ、 $n = \{1, 2, \dots, 6\}$ 、 $k = \{2^4, 2^5, \dots, 2^{10}\}$ としてプロットしたグラフを、全停止および最酷部分停止の場合についてそれぞれ図 3 と図 4 に示す。それぞれのグラフの垂直軸は、クライアントがすべてのデータにアクセスできる確率を表している。また、細かな変化をより分かりやすくするために、システムの可用性などの評価でしばしば用いられている、小数点以下に連続する 9 の数で表記する方法を使って確率を表したも

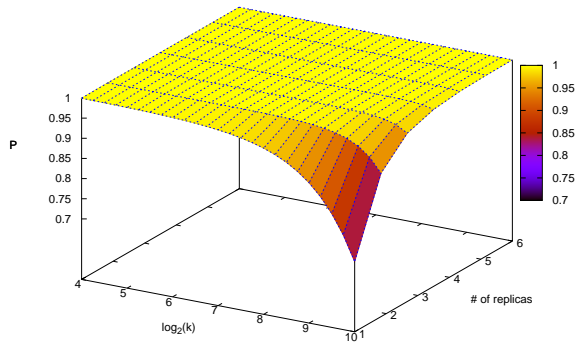


図 3: 全停止発生時にクライアントがデータにアクセスできる確率 .

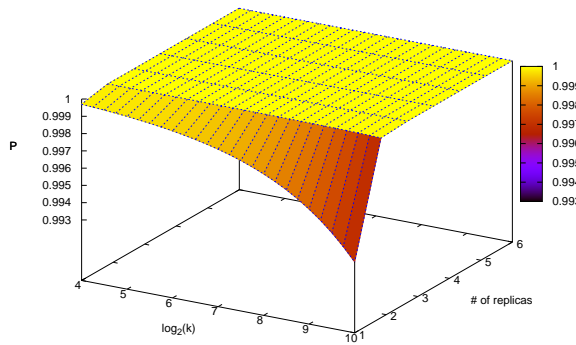


図 4: 最酷部分停止発生時にクライアントがデータにアクセスできる確率 .

のをそれぞれ表 5 と表 6 に示す .

この評価で得られた結果は、今後さまざまな広域分散データ配置を検討する上での比較対象となるものである . 完全な複製を持つサーバを多数用意するという解決法は、単純かつ効果的な方法ではあるが、保持すべきデータのサイズが巨大である場合には多大なコストがかかる . そのため、ノード 1 台あたりに保持される複製のサイズを現実的なレベルに抑えた上で、配置の工夫によっていかに完全複製に近い耐性を実現するかということが、広域分散データ配置の研究を今後進める上での目標の一つとなるであろう .

表 5: 全停止発生時にクライアントがデータにアクセスできる確率 . 表内部の数字は、小数点以下に続く 9 の数を表している (例: 0.99995234... → 4) . また、“-” は 15 以上を表している .

$n =$	1	2	3	4	5	6
$k = 32$	2	5	8	10	13	-
$k = 64$	2	4	6	9	11	13
$k = 128$	1	3	5	7	9	11
$k = 256$	1	2	4	5	7	8
$k = 512$	0	1	2	3	4	5
$k = 1024$	0	1	1	2	2	3

表 6: 最酷部分停止発生時にクライアントがデータにアクセスできる確率 . 表記法は表 5 と同じ .

$n =$	1	2	3	4	5	6
$k = 32$	3	6	9	13	-	-
$k = 64$	3	6	9	12	-	-
$k = 128$	2	5	8	11	14	-
$k = 256$	2	5	7	10	13	-
$k = 512$	2	4	7	9	12	-
$k = 1024$	2	4	6	8	10	13

6 おわりに

本論文では、媒介中心性に着目して、広域分散データ配置のネットワーク関連障害に対する耐性を評価する方法について検討した。具体的な内容は次の3点に集約される。第1に、ASトポロジのスケールフリー性に由来する次数と媒介中心性の相関を用いて通信の寸断確率を計算する方法を示した。第2に、実際に観測されたASトポロジから媒介中心性を計算し、ノードの次数と、そのノードの持つエッジの媒介中心性の最大値にスケールフリー性があることを見出した。第3に、実際のASトポロジから推定されたパラメータを用いて、完全な複製を持つサーバ群によって実現されるネットワーク関連障害への耐性を計算した。

今後は、この評価方法を用いて、より少ないノード数・複製数でより高い耐性を持つ広域分散データ配置の実現に取り組みたいと考えている。また、この評価手法で得られる結果がどれほど現実に忠実であるかの評価も今後行いたい。

謝辞 本研究の一部は、科学技術振興機構 戦略的創造研究推進事業 CREST の研究プロジェクト「自律連合型基盤システムの構築」、および、文部科学省科学技術研究費補助金(課題番号 19500120)の支援を受けて行われた。

参考文献

- [1] Hirotake Abe and Kazuhiko Kato. Suster: Distributed storage for disaster recovery using the small-world model. In *Sixth International Conference on Computer and Information Technology (CIT 2006)*, 20-22 September 2006, Seoul, Korea, p. 60. IEEE Computer Society, 2006.
- [2] A. L. Barabasi and R. Albert. Emergence of Scaling in Random Networks. *Science*, Vol. 286, pp. 509–512, 1999.
- [3] U. Brandes. A faster algorithm for betweenness centrality. *Journal of Mathematical Sociology*, Vol. 25, No. 2, pp. 163–177, 2001.
- [4] CNN. Cut cable quiets Sprint service in West. <http://www.cnn.com/2006/US/01/09/sprint.outage/index.html>.
- [5] Ronen Feldman. *Text Mining Handbook: Advanced Approaches in Analyzing Unstructured Data*. Cambridge University Press, New York, NY, USA, 2006.
- [6] K. I. Goh, B. Kahng, and D. Kim. Universal behavior of load distribution in scale-free networks. *Physical Review Letters*, Vol. 87, p. 278701, 2001.
- [7] Bradley Huffaker, Young Hyun, Dan Andersen, and k claffy. The Skitter AS Links Dataset - Oct 1-31, 2007. http://www.caida.org/data/active/skitter_aslinks_dataset.xml.
- [8] Craig Labovitz, Abha Ahuja, Abhijit Bose, and Farnam Jahanian. Delayed internet routing convergence. In *SIGCOMM*, pp. 175–187, 2000.
- [9] S. Nath, H. Yu, P. B. Gibbons, and S. Seshan. Subtleties in tolerating correlated failures. In *USENIX NSDI*, 2006.
- [10] Romualdo Pastor-Satorras and Alessandro Vespignani. *Evolution and Structure of the Internet: A Statistical Physics Approach*. Cambridge University Press, New York, NY, USA, 2004.
- [11] Y. Rekhter, T. Li, and S. Hares eds. A Border Gateway Protocol 4 (BGP-4). Request for Comments: 4271, Internet Engineering Task Force.
- [12] A. Sahoo, K. Kant, and P. Mohapatra. Characterization of bgp recovery time under large-scale failures. In *2006 IEEE International Conference on Communications*, Vol. 2, pp. 949–954, 2006.
- [13] Alexei Vazquez, Romualdo Pastor-Satorras, and Alessandro Vespignani. Large-scale topological and dynamical properties of the internet. *Physical Review E*, Vol. 65, No. 066130, 2002.
- [14] Haifeng Yu, Phillip B. Gibbons, and Suman Nath. Availability of multi-object operations. In *NSDI'06: Proceedings of the 3rd conference on 3rd Symposium on Networked Systems Design & Implementation*, pp. 16–16, Berkeley, CA, USA, 2006. USENIX Association.
- [15] 増田直紀, 今野紀雄. 複雑ネットワークの科学. 産業図書, 2005.