修 士 論 文

パケット輸送に影響するネットワークのトポロジ特性
Dynamic properties of packet transportation for topological structure of networks

指導教官　林　幸雄　助教授

北陸先端科学技術大学院大学
知識科学研究科　知識システム基礎学専攻
250013　　遠藤　友基

審査委員：林　幸雄　助教授（主査）
池田　満　　教授
杉山　公造　教授
吉田　武稔　教授

2004 年 2 月

目 次

図 目 次

第1章　序論

1.1　研究の背景

近年の技術革新によって，インターネットの世界は爆発的に拡がっている．これは単純な計算機の性能向上に限った話ではなく，例えば，携帯端末の普及によって，モバイル及びユビキタスコンピューティングの分野に新たな革命をもたらしているように，私たちのライフスタイルそのものさえも大きく変えようとしている．この拡がりは社会的にもすでに重要視され，ビジネスやコミュニケーションのツールとして，もはやインターネットは欠かすことのできないツールとなっている．

このような技術進歩によって高品質になった情報ネットワークは，私たちに新たな可能性を与えようとしている．その鍵となるが，ネットワークを介したコミュニケーションの多様性である．これはアプリケーションレベルでは既存のメーリングリスト，チャット，グループウェアに留まらず，Weblog や P2P 系技術を使った ”ソーシャル・ソフトウェア ” [1] という，もっと大きな枠組みで捉えられようとしている．この考え方に立てば，従来の形式知をデータとして共有・流通をベースとして成り立つ ”ナレッジマネジメント ”ではなく，ネットワークを介してコンテクストも含めた暗黙知を刺激し合う創発型 ”ナレッジコミュニティ ”の実現も夢ではない．しかし，これには個人向けツールの利便性と，個人以上の多様性を持つ組織の行動にどうアプローチするかという難しい課題が存在し，今後の研究が期待される分野である．

一方，計算インフラに近い部分でも，高品質になったネットワークを利用しようとする取り組みが行われている．ネットワークに繋がる計算資源を共有し，それらを有効活用しようというグリッド・コンピューティング [2] はその代表格である．現在，グリッド・コンピューティングの分野では，従来の限られたネットワークの中で科学技術計算用に使われていたミドルウェアを標準化する動きが見られ，ビジネスの分野では Web サービスと結合させた OGSA(Open Grid Service Architecture)，OGCI(Open Grid Service Infrastructure) の仕様も固まりつつある．このようなグリッド・コンピューティングの流れは電力網におけるコージェネレーションシステム [3] と同様の文脈にあり，情報分野の ”ソーシャル・ウェア ”となろうとしていると言ってもよいかもしれない．

このような ”ソーシャル・ソフトウェア ”や ”ソーシャル・ウェア ”という次世代型ネットワークサービスが着目される中で，充実するコンテンツや流通されるデータ量の増加によるネットワークの輻輳現象は解明・解決されなければいけない課題となっている．なぜなら，この現象の解明により，インターネット上でのより自律分散的な輻輳制御を考察することが可能になってくるからである．このような輻輳の問題は，従来より様々なモデルによる分析が進められてきた．それらには大きく分けて，パケット輸送などのネットワークダイナミックスの問題とネットワークトポロジの問題の 2 つの観点から考えられてきている．

ネットワークのダイナミックスにおいて古くから用いられているのは，待ち行列理論による解析手法である．しかしインターネットにおいては，従来の独立なパケットのポアソン到着に基づく待ち行列理論では説明できない，マクロな輻輳における相転移現象が見られることが指摘され

ている [4]．これは経由する各ルーターの遅れが，long-range な時間幅で見ると一定の相関が観測されるということである．すなわち一見ランダムで無秩序な挙動の中にも，何らかの規則性が潜んでいることを示しているのである．

ダイナミックスの研究が盛んに行われてきた一方で，ネットワークトポロジの問題はあまり注目されてこなかった．待ち行列における解析でも，従来は規則的な格子状のモデルやランダムグラフなどが数多く使われてきた．しかし近年，Barabási らのグループが中心となり，様々なネットワークの構造に注目した研究が行われるようになっている [5]．インターネットにおいても，Faloutsos たちの測定により，情報を仲介するルーターの接続関係はべき乗則に従うという性質が明らかにされた [6]．このべき乗則はルーター間のトポロジだけではなく，その１つの上の階層でもある AS(Autonomous System) をノードとみなしたときにも同様の性質が成り立っている．こうしたべき乗則のネットワークは観察するスケールを変えても同じ構造が現れることから，スケールフリーネットワークと呼ばれいる．このスケールフリー構造は実世界の普遍的特徴であり，この観点でパケット輸送に着目した研究が近年活発になってきている．

1.2　本研究の目的

前節のような背景の上で，本研究では，今まで独立に考えられてきたネットワークのダイナミックスとトポロジの問題を一緒に考え，ネットワークのメカニズムを探ることを目的とする．そして，そのためには，より現実の機構や特性に即したシミュレーションを行う必要がある．そこで本研究のアプローチとしては，Faloutsos たちの測定によって明らかになったスケールフリー構造の特徴をもつネットワークのトポロジに焦点を当て，このトポロジがパケット輸送というダイナミックスにどのような影響を与えるかをシミュレーションによって解析する．そして，その結果よりネットワークの自律性について考察していく．

本論文では，その解析のためにネットワークシミュレータを製作し，スケールフリーの特徴をもつネットワークでシミュレーションを行った結果を分析する．

1.3　本論文の構成

本論文の構成は以下の通りである．

- １章では，本研究の背景及び目的について論ずる．
- ２章では，パケット輸送シミュレーションを行う上で，把握しておかなければならないインターネットの基本的仕組みについて解説する．
- ３章では，製作したシミュレータの具体的な動作について説明する．
- ４章では，ネットワークのスケールフリー構造と，パケット輸送に関する従来研究について解説する．
- ５章では，先のスケールフリーネットワーク上で，パケット輸送のシミュレーションを行った結果について説明し，特にネットワークトポロジが大きくパケット輸送のダイナミックスに関わってくることを説明する．
- ６章では，実験の結果をまとめ，本研究の結論と今後の展望について述べる．

第2章　インターネットの基本的仕組み

この章ではインターネット情報流の基礎であるパケット輸送の仕組みについて述べる．

2.1　パケット輸送システムの特徴

インターネットではパケットという単位にデータを区切り，分割して送受信するパケット交換方式をとっている．ネットワーク上ではホスト間のパケットを仲介する ”ルーター ”という情報機器があり，各パケットのヘッダ情報を読み取って，目的ホストまで最短で到着するよう適切な隣接ルーターにパケットを渡す．このようなパケット交換の仕組みをとっているのには

- 図 2.1 に示すように，ネットワークの攻撃によって一部のルーターが通信不能に陥っても迂回可能
- 複数のユーザがネットワークを共有でき，回線の利用効率が向上する

ことが挙げられる．

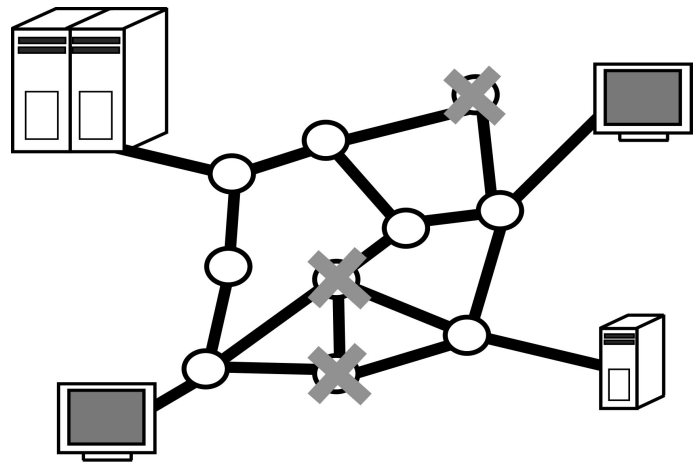


図 2.1: 頑強なパケットネットワーク

パケットが目的ホストまで最短で行くには，該当パケットを ”どの隣接ルーター ”に渡せばよいかを規定する必要がある．これを定めているのが，各ルーターが保持するルーティングテーブルである．このルーティングテーブルはネットワークのトポロジの変化や各ノードの状態によって，更新を行う必要がある．この設定を管理者自らが行う場合（スタティックルーティング）もあるが，多くは各種経路制御手法によってダイナミックルーティングを行うことが多い [7].

また，インターネットはベストエフォート型の通信ネットワークなので，エンド間の通信を保

証する必要もある．これを行っているのが TCP プロトコルである．以下，この 2 つについて詳しく述べる．

2.2 経路制御手法

現在のインターネットでは同一の決まり，考え方（ポリシー）によって，経路制御を管理する自律システム (以下，AS: Autonomous System）や，経路制御ドメイン (Routing Domain) とよばれる組織が相互に通信を行っている．この AS を具体的にいうと，図 2.2 のような地域ネットワークや大きな ISP(Internet Service Provider) のことを示している．地域ネットワークや ISP の内部では，ネットワークの構築，管理，運用をする管理者・運営者が，経路制御に関する方針を立て，その方針に従って経路制御の設定が行われている．

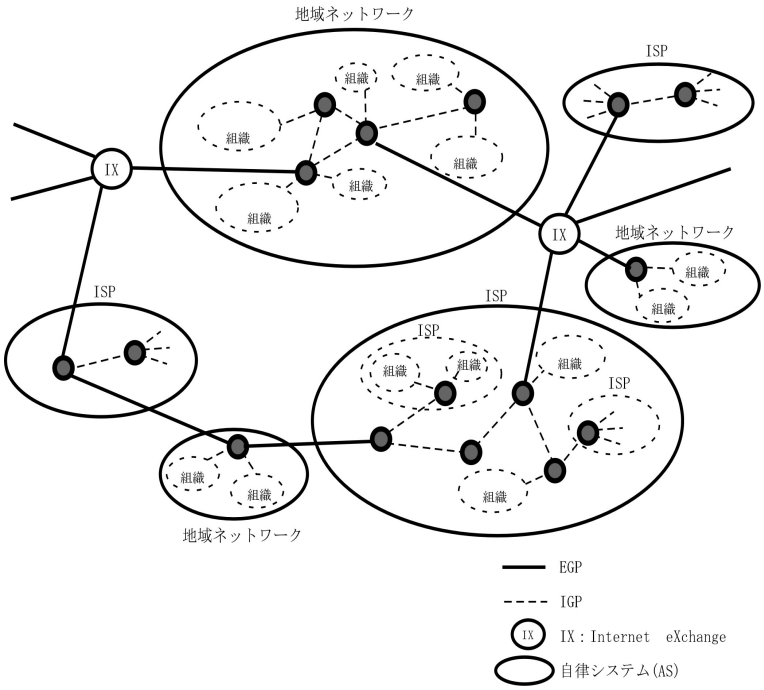


図 2.2: AS と AS 間

その経路制御手法は AS の中と外の違いによって，IGP(Interior Gateway Protocol) と EGP(Exterior Gateway Protocol) の二種類に分かれている．EGP によって AS 間の経路制御が行われ，IGP によって AS 内のどのホストか識別されるという 2 段階の階層化が行われるという仕組みになっているのだ．IGP の代表例には RIP(Routing Information Protocol) や OSPF(Open Shortest Path Fast) があり，EGP の代表例としては BGP(Border Gateway Protocol) がある．

RIP [8] の原理は ARPANET 時代から使われているものであり，簡素なプロトコルな故に実装も利用も容易で広く用いられている．RIP は距離ベクトル型のアルゴリズムを採用しており，目的ノードまでのホップ数を距離とみなしてカウントし，目的ノードまで最も少ないホップ数の経路でパケットが配送されるように各ノードのルーティングテーブルを作っていく．各ノードは，ルーター情報が入った RIP パケットを監視し，RIP パケットが到着すれば自らのルーティングテーブルを更新する．そして，自らが保持している情報を RIP パケットに入れて隣接ノードにブロードキャストする．このようなブロードキャストは定期的に行われるので，RIP を用いたネットワークでは常にネットワークに負荷をかけていることになる．また，この RIP パケットによる情報伝達

数は 15 ホップカウント以下に限定されているので，RIP は使用範囲が比較的小規模のネットワーク用に限られている．

OSPF [9] は RIP 同様に AS 内で使用される IGP である．RIP と大きく異なるのは，リンクステートアルゴリズムに基づいた経路制御法をとっている点である．各ノードはノード間の物理的距離や回線容量の大きさなどのリンク情報をリンクのコストとして定量化して交換し合い，それぞれ集めた情報からトポロジカルデータベースを作成する．これにより，各ノードはネットワーク全体の構成を把握することができ，ネットワークのトポロジ変化に対する収束性も高く，大規模ネットワークに適用することが可能である．RIP のような 15 ホップカウント以下という制限もないので，高いスケーラビリティを誇っている．ルーティングテーブルは各ノードが保持するトポロジカルデータベースを使い，Dijkstra 法 [11] を用いて最短パスを計算して決定する．その一方で経路計算は少なからぬ負荷となりうるところや，設定がやや複雑なところが欠点でもある．

一方，BGP [10] は AS 間の経路制御を行う EGP である．BGP の特徴は細かなサブネットは無視して，AS 間の大雑把な情報のみをやり取りするところにある．伝送の仕組みはノードの単位がルーターから AS に変わるものの，RIP と基本的には同じである．各ノード間でやり取りされるのは目的ノードに到達した AS 番号のリストであり，これに BGP ではパス属性を付加することで柔軟な経路制御が行えるように工夫されている．パス属性を交換することから，BGP はパスベクタ型アルゴリズムを採用しているといわれている．

2.3 TCP/IP

インターネットはパケット交換方式をとる通信ネットワークである．このとき，データである各々のパケットには行き先である目的ノードの IP アドレスをヘッダ情報として付加する．各中継ノードはこの IP アドレスを参照し，各々のルーティングテーブルを用いて，適切なパケットの伝送を行っている．またネットワークに無用な負荷をかけない為に，ルーティングテーブルの同期が取れなくなってループに迷い込んだゴーストパケットや，ルーターのバッファに入りきれなかったパケットを消去する機能ももっている．このように各パケットが通信ネットワーク上で最善の努力をもって伝達されることから，インターネットはベストエフォート（最善努力）型の通信ネットワークといわれている．

しかし，そうすると各々のパケットが確実に配送されることは保証されないことになる．これでは通信が成り立たないので，インターネットでは確実に目的ノードにパケットを送ることを保証しているプロトコルがある．それがトランスポートプロトコルである．これには通信の信頼性を提供する TCP と，細かいサービスをアプリケーションに任せる UDP とに分かれる．どのトランスポートプロトコルを選択するかは，対象としている通信サービスそのものによっても大きく変わってくる．IP ヘッダにはプロトコルフィールドが定義されているので，各パケットはサービスの内容によって，TCP と UDP を選択することも可能である．

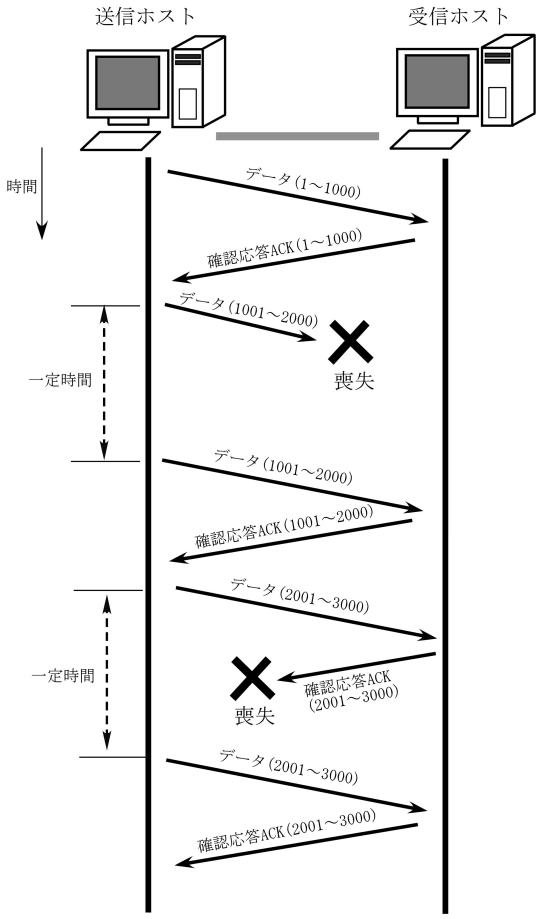


図 2.3: TCP の確認応答のしくみ

TCP(Transmission Control Protocol) はコネクション指向で，信頼性のあるストリーム型の通信プロトコルである．通信の信頼性を提供するためにパケットの順序制御や再送制御を行っている．具体的に大きな役割を担っているのが，各々のパケットにおいて受信ホストが送信ホストに返す確認応答 (ACK) である．これは図 2.3 に示すように，通信において該当パケットが受信ホストに届いているかを送信ホストに伝達するしくみであり，送信ホストは ACK を確認することでデータが届いていることを認識する．もし，途中でネットワーク上の事故もしくは輻輳によってデータもしくは ACK が喪失しても，送信ホストは一定時間待って ACK が返ってこなかったデータにおいては再送する機能をもっている．再送しても確認がとれない場合は，再び再送を行う．ただし，確認応答を待つ時間を 2 倍，4 倍と指数関数的に増やしていく．こうしてある限度をもっても確認がとれなかった場合に通信を断念する．

この確認応答は通信を確実に保証するメカニズムであるが，パケットの往復時間が長くなると通信性能を悪くすることがある．そのためにウィンドウと呼ばれるある許容範囲だけ，確認応答がなくても送る仕組み（ウィンドウ制御）を用いて，性能が低下しないような工夫もなされている．またウィンドウの幅の大小を変化させるフロー制御（流量制御）やパケットの伝送量を徐々に増やしていく輻輳回避制御も行い，ネットワークの利用効率をも向上させる機能も併せ持っている．

第3章　シミュレータ

この章では既存のネットワークシミュレータについて概観し，本研究用に作成したシミュレータの動作について説明する．

3.1　既存のシミュレータ

インターネットに限らず小規模の LAN(Local Area Netowork) においても，ネットワークエンジニアリングにおいて，パケット輸送の特性を理解するためのシミュレーションは必須となっている．これによってネットワーク上のボトルネックとなっているノードやリンクを取り出し，より効率的なネットワークに再配置することが可能だからである．IP-VPN(Internet Protocol-Virtual Private Network) やグリッドコンピューティングなど，従来よりもネットワークが広域なればなるほどシミュレーションの規模も大規模になることが予想され，より効果的なシミュレータの製作も必須となってくる．

表 1 に，現在最も一般的に使われているネットワークシミュレータの名称とその主な特徴を示す．

表１．各種シミュレータの特長

シミュレータの名称	開発元	特長
NS (Network Simulator)	University of California Berkeley ほか	・TCP，ルーティング，マルチキャストに対応 ・C++，otcl(object tcl) ベース ・オブジェクト指向 Application：FTP，HTTP 等 Agent：TCP，UDP 等 Link：LAN，ATM 等 Queue：DropTail，CBQ 等 ・出力結果を NAM でアニメーション化できる
SSF,SSFNet (Scalable Simulation Framework Network Models)	Rutgers University, Dartmouth College, Georgia Tech, and Boston University	・Java プラットフォーム ・DML(Domain Modeling Language) を使用 ・SSF.OS と SSF.Net の二つで構成 (SSF.OS でイベント駆動) ・IP，BGP4，OSPF，TCP，UDP など各種に対応
J-Sim(Java Sim), INET/J-Sim	Ohio State University and University of Illinois at Urbana-Champaign	・Java ベースで構成 ・スレッド動作（非同期） ・上位層はスクリプト言語で構成 ・BGP 以外のサービスに対応
OMNeT++	the Technical University of Budapest ほか	・実際的なアプリケーション層を対象 ・階層モデル （Component：C++，Models：NED） ・GUI サポート

NS(Network Simulator) は現在最もポピュラーなシミュレータである．TCP やマルチキャスト，各種アプリケーションプロトコルに対応し，現実のネットワークトポロジでの実験が可能である．実行部分は C++で書かれており，計算時間も早いのが特徴である．反面，大規模なネットワークで実験を行う際は複雑な操作が必要となるのが欠点であり，小規模なネットワーク向きであるといえる．

SSF,SSFNet(Scalable Simulation Framework Network Models) と J-Sim(Java Sim) は Java ベースで動く (SSF は一部 C++)．SSF は DML(Domain Modeling Language) を使用してモデリングを行い，J-Sim は Java のスレッド機能を利用して非同期に動作できるところに特徴がある．OmNeT++は OSI 階層モデル (OSI Reference Model) のアプリケーション層を対象としており，ノードとネットワークモデルを階層的に扱うことが可能である．

3.2 実装したシミュレータの概要

本研究の目的はより実際のインターネットに近い形でシミュレーションを行い，ネットワーク上のパケット輸送状態を観測することである．ここでいう ”近い形 ”とは，大規模なネットワークで，かつインターネットの機能・性質を十分に満足するシミュレーションを行うことである．前小節で示した従来からあるシミュレータはどれも細かい設定は可能だが，大規模なネットワークでは処理が複雑になる欠点を抱えている．そのために本研究では，インターネットの基本的な仕組みは満足し，かつ大規模なネットワークでもシミュレーション可能なシミュレータを C 言語を用いて製作した．

以下は細かな機能に分けて，製作したシミュレータの動作について詳しく説明していく．

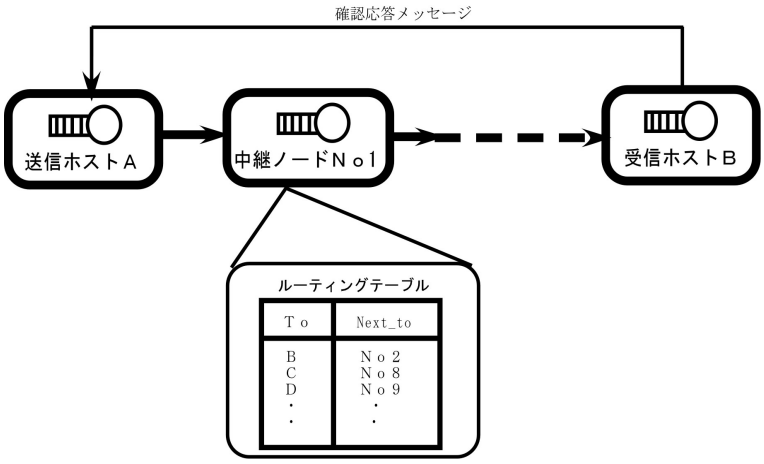


図 3.1: シミュレータの基本動作

3.2.1 パケット輸送について

シミュレータの動作は各ノードにおけるイベント駆動の離散事象シミュレーション [12] となっている．ここでいうイベントとは

- リクエスト発生（関数 request()）
- パケット到着（関数 arrive()）
- パケット送出（関数 depart()）
- 確認応答メッセージ受信（関数 receive_message()）
- パケット再送出（関数 packet_time_check()）

の 5 つの動作を指す．各ノードはシステム時間ごとに，この 5 つのイベントを行っていく．

ここで図 3.1 のような簡単なモデルを使って，シミュレータのパケット輸送のしくみを説明していく．

1. まずリクエストが発生する．リクエストとは送信ホストと受信ホスト，そして送信するデータ数（パケット数）を決めることである．今回，ホスト役はリンクを 1 本しかもっていないネットワークの端のノードとし，その他のノードはパケットを仲介する中継ノードと定めた．リクエストの発生間隔は事象発生が独立であるポアソン過程とし，送信ホスト・受信ホストのペアはリンク 1 本のノードからランダムに決定し，送信データ数はポアソン乱数とした．リクエストが発生すると同時に，そのリクエストで送信するだけのパケットが送信ホストの Queue に挿入される．そのときパケットには送信ホスト，受信ホスト，リクエスト管理番号の情報を記録する．

2. Queue から 1 つずつパケットが送出される．その際，パケットには送出された時間が記録される．これはパケットが一定時間を経っても受信ホストに到着しなかった場合，そのパケットを消滅させる能を実現させるためでる．この一定時間のことをパケット生存時間という．

3. 送出されたパケットは次式のように一定時間後，次の中継ノードに到着する．

$$next\_arrive\_time = now\_time + Link\_cost \times \text{平均伝送率} \tag{3.1}$$

   この遅れはリンク中を伝送している時間であり，リンクコストと平均伝送率（一定値）を乗じた値だけ伝送にかかることを示している．また送出を行ったノードに Queue が溜まっている場合，FIFO(Fast In Fast Out) で次のパケットが取り出される．この取り出されるタイミングも

$$next\_event\_time = now\_time + \text{ルーター処理時間} \tag{3.2}$$

   という遅れをつけている．

4. パケットを受け取ったノードは，まず到着ノードの状態を確認する．到着ノードに待ちがある場合にパケットはその Queue の最後尾に入るが，Queue が満杯の場合はその時点でパケットが消滅する．この際は到着ノードはダメージノードと認定される．パケットが無事に Queue に入ったときは，パケットにかかれている受信ホストの情報を読み取る．

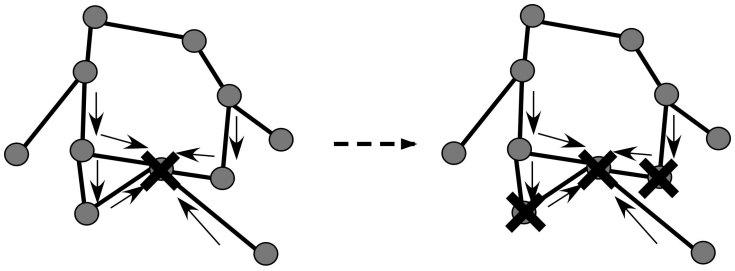
5. ノードが受信ホストでない場合，そのノードは中継ノードとなるのでノードが保持しているルーティングテーブルを参照し，受信ホストに到着するために最適な隣接ノードにパケットを先ほどと同じ要領で送出する．受信ノードに到着するまで，3 から 5 の工程を繰り返す．

6. パケット輸送が行われ，最後に受信ホストにパケットが到着した際は送信ホストに確認のメッセージが送られる．通常は図 2.3 にも示したように確認メッセージもパケットとして，ネットワークを介して送られるが，シミュレータでは便宜上，図 3.1 のようにネットワークを介さず短い時間ですぐメッセージが送られるように設定してある．送信ホストはメッセージの受信をもって，パケットが無事に到着したことを確認するわけである．

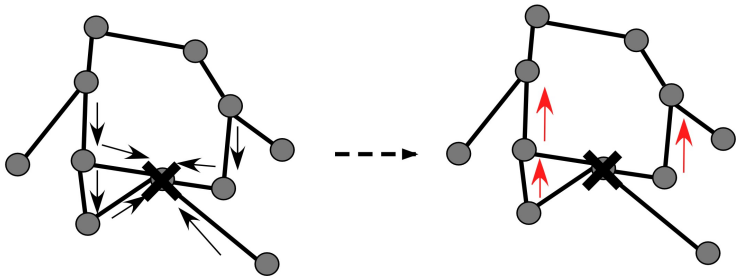
3.2.2　経路制御について

前小節で中継ノードは各自のルーティングテーブルを参照しながら，受信ホストに最短で届くような適切な隣接ノードにパケットを渡すことを説明した．実際のインターネットにおいて，そのルーティングテーブルを決めるのが各種経路制御法である．本シミュレータではより現実モデルに近い実験も行えるよう，ノード間の物理的距離や回線の伝送容量などの情報をリンクコストに反映できる OSPF のメカニズムを採用した．

具体的な方法は以下のとおりである．まず，シミュレーション対象ネットワークにおける全点最短路木を Warshall-Floyd 法で計算する．Warshall-Floyd 法は極めて単純で，その方法によれば $O(n^3)$ の計算時間で全点から全点への最短路を計算できるアルゴリズムである [11]．この方法で全点が自分以外のノードへ最短で行く経路を得ることができる．その経路を逆向きにたどれば，各受信ホストへ最短へ行くために渡せばいい隣接ノードが分かるのである．



（ａ）ダメージノードに送り続ければ、渋滞が波及することが予想される



（ａ）隣接ノードがダメージノードを避ければ、渋滞は波及しない
＜ダイナミックルーティング＞

図 3.2: ダイナミック・ルーティングの意味合い

ダメージノードへの対処方法についても述べておく．図 3.2 に示すように Queue が満杯になっているダメージノードはネットワーク上のボトルネックになる可能性があり，それをそのままにしておくとダメージノードでの渋滞がなだれのように周りに派生していく恐れがある．これはノードの物理的な故障が起きたときも同様である．そこで行われるのがダイナミックルーティングである．

現実のダイナミックルーティングは Hello パケットという隣接ノードを認識するためのパケットを送り，その返答が一定時間おいても返ってこなかった場合にそのルーターと通信できなくなったと認識する．すると自らのもつトポロジデータベースを修正して最短路木を再計算し直し，ネットワークに繋がる他のルーターにその情報を通知する（フラッタリング）。このダイナミックルーティングの仕組みを考えると，ダメージノードを回避するために，それ以外のノードがダメージ

ノードを除いたネットワークトポロジでの再計算が必要なことになる．そのためにシミュレータ内ではダメージノードが発生したとき，ダメージノードを除いた中継役のノードはすべて再計算を行うようにしている．このときは再計算するノードは限られるので，一点-全点検索に長けている Dijkstra 法を用いてルーティングテーブルの更新を行っている．なお，できるだけ計算時間を短くするためにヒープを用いた方法を実装している．

3.2.3 再送機能について

インターネットはベストエフォート型のネットワークである．本シミュレータでも到着したノードの Queue が満杯であったり，一定時間を超えてもネットワーク上にあるパケットは消滅するような現実のインターネットと同様の仕組みが備わっている．しかし，これではパケットが受信ホストに届かず，いつまで経ってもリクエストが消化できないということが起きかねない．そのために通信を保証する TCP プロトコルの再送機能を実装した．これは送信ホストがリクエストをしたパケット 1 つ 1 つについてを管理しており，受信ホストから届くメッセージが確認できず，なおかつ一定時間経ったものについて再送をしていく．なお 1 回の再送でも確認メッセージが取れないときは，また再び再送する．ただし，実際の TCP 同様にメッセージの待つ時間を 2 倍，4 倍と指数関数的に増やしていく．これでネットワークに負荷を与えることなく，通信自体も保証できる基本的な仕組みは備わったと考える．

第4章　ネットワークの構造とパケット輸送

この章ではインターネットなど，現実の多くの自律的ネットワークがもつ普遍的特質であるスケールフリー構造と，パケットのダイナミックスに関しての従来研究について解説する．

4.1　スケールフリー構造

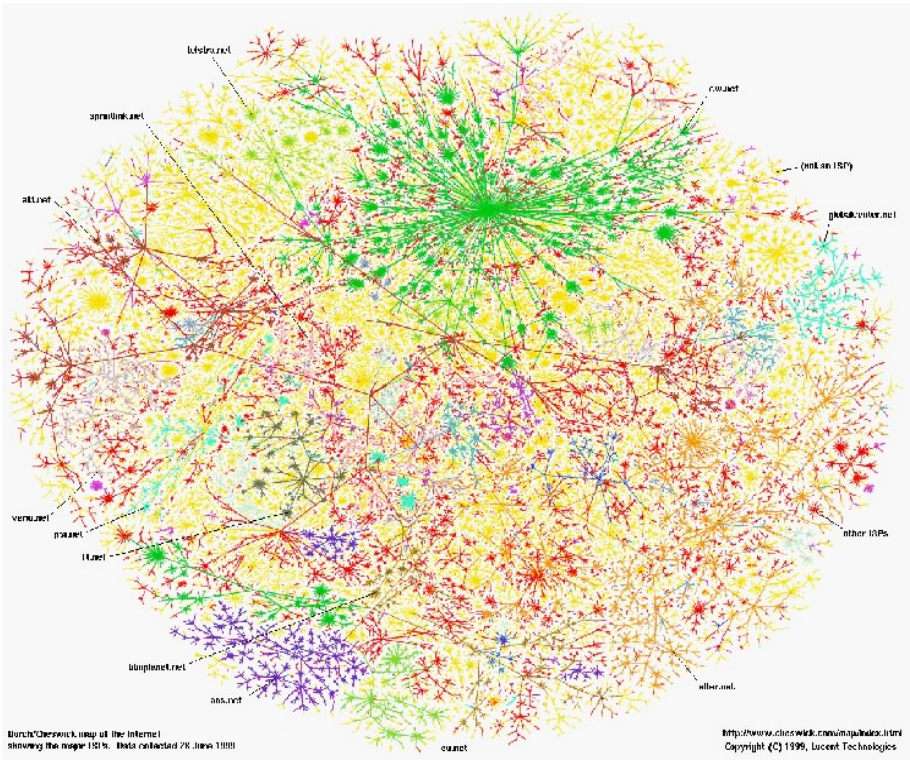


図 4.1: ISP 間の接続地図 [13]

近年，Fraloutsos たちの測定 [6] により，Internet のルーターの接続関係はべき乗則に従うことが発見された．べき乗則に従うネットワークとは，各ノード（頂点）がもつリンクの数（次数）を k 本としたときにその分布が

$$P(k) = k^{-\gamma} \tag{4.1}$$

という一定のべき指数 γ に従うネットワークのことをいう．一般的に，べき乗則に従うネットワークは図 4.1 の AS のネットワーク構造を可視化した図の例のように，Hub と呼ばれる次数の大きなノードが存在する．また，べき乗の傾きを持っているので，次数の小さい頂点は数が多いのに対し，次数の大きな頂点は少ない．このようなべき乗則に従うネットワークは，ランダムグラフでの平均次数のようにネットワークの特徴的なスケールというものが存在しないことから，スケー

ルフリーネットワークと呼ばれている．スケールフリーネットワーク中で多くのノードを引き付ける Hub ノードは，ネットワークのアキレス腱の役割を果たしている．

こうしたスケールフリー性はノードをルーターとみなしたトポロジーだけでなく，図 4.1 の例のように AS をノードにみなしたときや，WWW(World Wide Web) の接続関係，メールのネットワーク [14] などにも同様の性質が見られる．またインターネットの世界だけではなく，電力網，論文の引用関係，たんぱく質や代謝反応のネットワーク，ソフトウェアコンポーネントの依存関係や電子回路など，現実のネットワークに共通の普遍的性質であることが分かっている [5]．こうしたスケールフリーネットワークの研究は観測に留まらず，理論解析やシミュレーションによる実験が盛んに行われるようになってきた新しい研究分野である [15].

ここでネットワークを解析する際に必要になってくる幾つかの指標について解説しておく．

- 平均経路長：N 個の頂点があるネットワークにおける任意の頂点間の距離 d_{ij} の平均である．ここでいう距離 d_{ij} というのは任意の頂点 i と頂点 j を最短でつなぐのに必要な辺数（ホップ数）であり，それらの平均

$$L_i = \frac{1}{N-1}\sum_{j=1} d_{ij} \tag{4.2}$$

  を計算することによって頂点 i の平均経路長 L_i を求めることができる．そして，すべての頂点に対する L_i を求め，最終的にそれを

$$L = \frac{1}{N}\sum_{i=1}^{N} L_i \tag{4.3}$$

  と平均することによって，ネットワークの平均経路長 L が得られる．

- 平均結合相関：ある頂点の次数が，その頂点に繋がっている頂点の次数との相関を示したものである．R.P.Satorras らの研究によれば，特にインターネットの AS 間接続において，次数の大きな頂点同士の結合は稀であり，結合相関を示すグラフもべき乗の傾き（つまり，次数の大きな頂点は次数の小さな結合しやすく，次数の大きなもの同士の結合は稀である性質）を持っていることが示されている [16]

- assortativty：Newman たちが提唱した新しい指標であり，ネットワーク中で同じ次数同士の頂点がどれほど結合しているかを表したものである [17]．計算方法としては，ある次数の頂点 i が別の次数の頂点 j とどのような割合で接続しているかを示した e_{ij} を加算した a_i と，逆にどのような割合で接続されているかを加算した b_i で特徴付けられる量を用いる．計算式で示すと

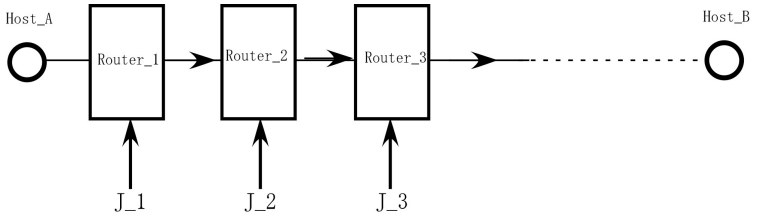
$$\sum_{ij} e_{ij} = 1, \sum_{j} e_{ij} = a_j, \sum_{i} e_{ij} = b_j \tag{4.4}$$

  このとき assortativity は以下の式で定義される．

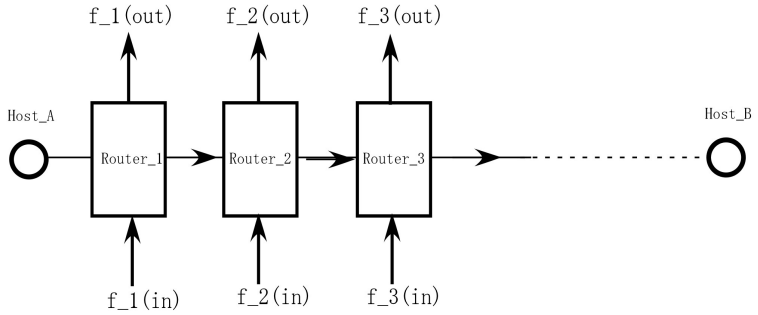
$$r = \frac{\sum_i e_{ii} - \sum_i a_i b_i}{1 - \sum_i a_i b_i} \tag{4.5}$$

4.2　パケット輸送について

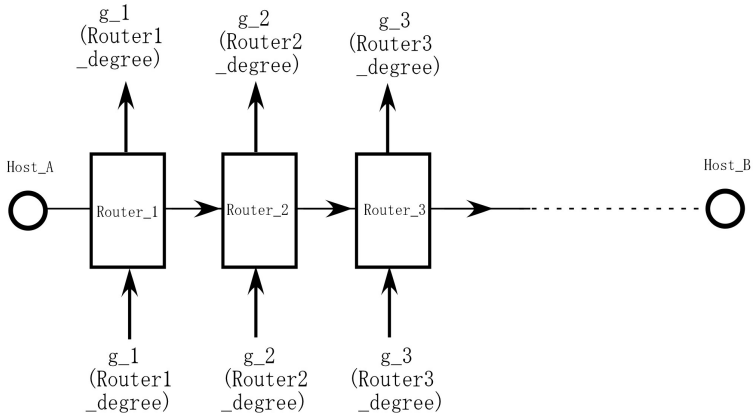
ネットワークの性能を評価する際，従来より様々な手法が取られてきた．古くから解析手法として用いられるには，サービスを行うノードとサービス待ちのジョブとの関係を解析する待ち行列理論である．最も単純なモデルはノード 1 つでサービス時間や入力を変化させるものだが，ネットワークの解析には図 4.2 の (a) に示すノードを多段一直線につなげた一次元モデルや，(b) のような格子状にした二次元モデルがよく用いられる．その他にも大規模化するコンピュータネットワークの歴史に追随するように，様々なトポロジモデルが考えられてきた．インターネットの解析に使われてきた代表的なものとしては，ランダムグラフや Transit-Stub モデル [18] などがある．だが，これらのモデルではべき乗則の性質が必ずしも見られないことが指摘されている [19].



（ａ）一次元モデル



（ｂ）二次元モデル



（ｃ）ＳＦモデル

図 4.2: パケット通信モデル

ネットワークの性能を評価する上では上記のような単純なネットワークモデルではなく，より現実に即したトポロジを考慮することの必要性がある．なぜなら，図 4.2 に示すようにパケットの流出入は，一次元モデルのような前段からの影響や，二次元モデルのように各ノードに規則的な（あるいは作為的な）影響だけで定義されるものではなく，各々のノードがどれだけの次数であるかが各ノードにどれだけのパケットが流出入するかに大きく影響していると考えるからである．Fraloutsos たちの観測により，現実のネットワークがスケールフリーの特徴を持つことが示唆されている以上，この性質自体がネットワークの性能（すなわち，パケット輸送）にどのような影響を与えるかを考えることは非常に重要であり，本研究の目的もこの部分にある．

具体的なパケット輸送を考えるとき，このようなスケールフリー構造に注目した研究は近年になって特に活発になっている．

Tadić らはノード数 $N = 1000$ のサイズのネットワークモデル上で

1. Random diffusion(RD)：等確率で隣接ノードにパケットを渡す
2. Cyclic Search(CS)：隣接の隣接を調べて，そこに受信ノードがあればそのノードへ，そうでなければ等確率で隣接ノードに渡す

というローカルなサーチアルゴリズムを使い，パケット投入率 R でネットワークにパケットを投入すると，そのアウトプット ρ はネットワークのトポロジとサーチのアルゴリズムによって大きく変わってくることを定量的に分析している．このときランダムグラフと違い，スケールフリーネットワーク上でのパケットの伝送時間や拡散速度の分布にはべき乗則に従う性質（すなわち短い伝送時間で到着するパケットのが大多数であり，時間がかかるものは少数である）ことを示している [20]．上記の 2 つのアルゴリズムにおいて，CS は有効的に働き，先の先の情報を読み取るうえで Hub が重要な役割を果たしているとも述べている．また，これらの性質がネットワークサイズに依存せず，このスケールフリー構造が生み出した特性であることも示している [21].

また，Kim らは社会的ネットワークで使われていた人間関係の中心性を表す指標である”betweenness centrality”が，パケット通信でも大きな役割を果たしていることに着目した．この”betweenness centrality”とはネットワーク中のすべてのノードペアの最短パスを考えたとき，あるノードをどれだけ経由するかを数値化したものである．社会的ネットワークで例を挙げれば，”betweenness centrality”の高い人というのは噂話を多く持っていて，あちこちにまき散らすような人物であり，多くの情報を経由するとともに多くの人を結びつけるコネクタのような役割も果たしている．彼らは”betweenness centrality”の考えから，各ノードを通過するパケットのフロー量を”load”と定義し，これがべき乗分布に従うことを示している [23].

第5章　実験結果

この章では製作したシミュレータで行った各種実験と，その結果について説明する．

5.1　対象ネットワーク

本研究では現実のネットワークトポロジ特性，特にスケールフリー構造に着目し，それがパケット輸送にどのような影響を与えるのかを考えることを目的にしている．そこで今回シミュレーションの対象に選んだネットワークは入手可能な実データの中で，スケールフリーの構造的特徴を持つ現実の電力網，そして AS のトポロジである．電力網のトポロジについては Watts と Strogaz たちが測定したアメリカ西部の電力網のデータ [24] を，AS のトポロジついては Motter と Lai らの測定データ [25] からモデルネットワークを構築している．ネットワークの各種データについては表１に，電力網の次数分布，平均結合相関を図 5.1，5.2 に，AS の次数分布，平均結合相関を図 5.3，5.4 に示す．

表１．計算ネットワークの各種データ

参照データ	電力網	AS
総辺数	6594	12572
全ノード数	4941	6474
合計次数	13188	25144
平均次数	2.66910	3.88384
平均経路長	18.98919	3.70500
クラスタ係数	0.43467	0.44706
assortativity	0.01128	-0.05714
次数分布べき指数	3.95353	2.49614
平均結合相関べき指数	0.04236	0.51906

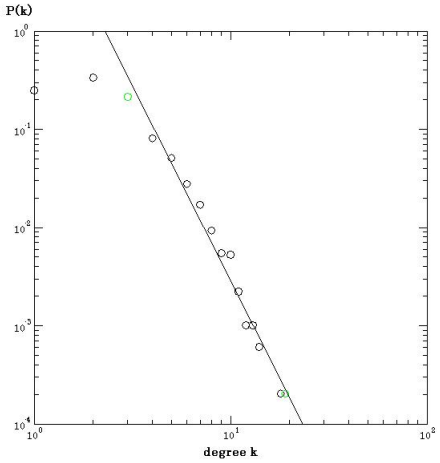


図 5.1: 次数分布 (電力網)

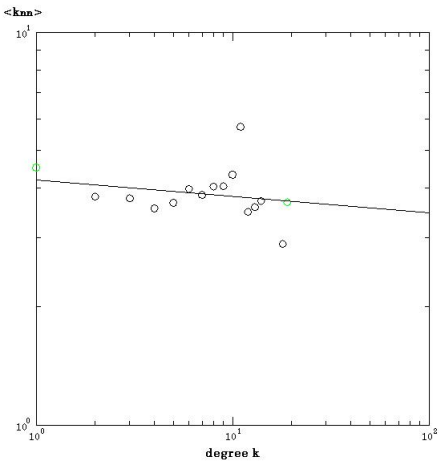


図 5.2: 平均結合相関（電力網）

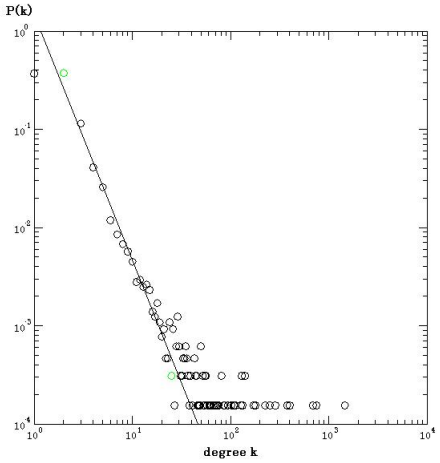


図 5.3: 次数分布 (AS)

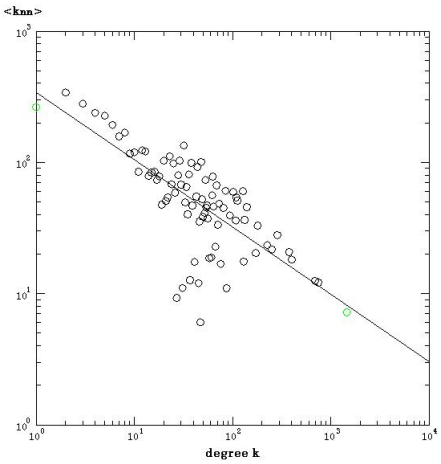
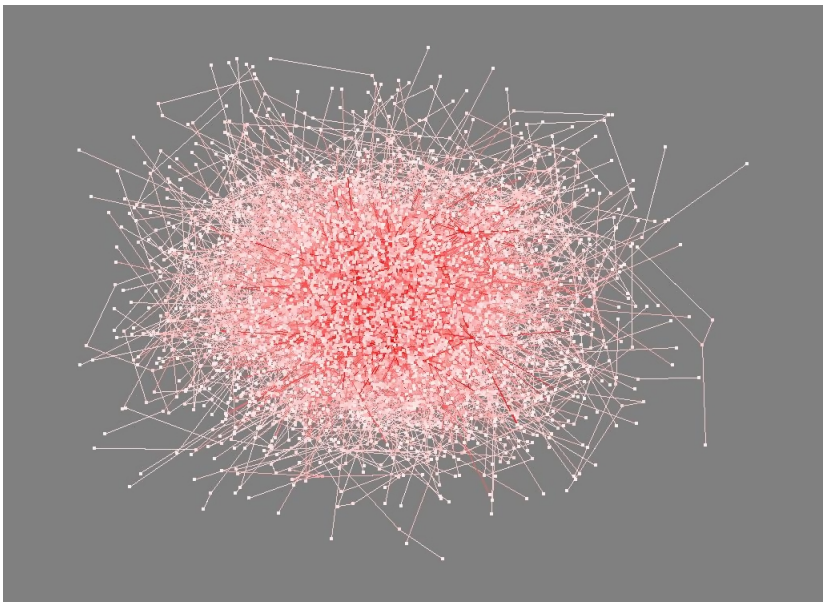


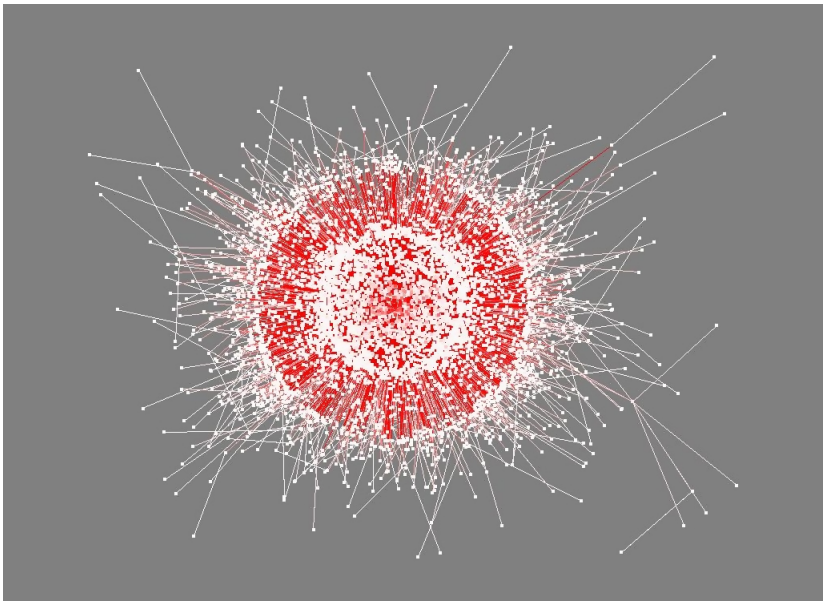
図 5.4: 平均結合相関（AS）

2 つのネットワークトポロジの次数分布を見ると，それぞれ両対数プロットで直線に近似されるべき乗則の性質を持っていることが分かる．また，2 つのトポロジでの大きな違いは，平均経路長に表れている．電力網のトポロジは 18 と高いのに対し，AS のトポロジは 3.7 と小さい．つまり AS のトポロジのほうがより短い距離で到達できることを示している．更にネットワークの結合状態という観点からこの違いを分析すると，平均結合相関の違いに表れている．電力網のトポロジが傾きが小さく，ややバラバラしているのに対し，AS のトポロジは近似直線の傾きが大きく，全体も右下斜めの分布となっている．つまり，電力網は次数間のつながりという意味で相関があまり見られないのに対し，AS は次数が少ないノードは次数が多いノードに，次数が多いノードは次数が少ないノードとつながっている形をとっていると解釈できる．総じて同じ次数同士がどれだけつながっているかを示した assortativity（同じ次数同士のつながりが多いと値が大きくなる）を見ても，電力網のトポロジが AS のトポロジよりも大きな値を示している違いがある．

図 5.5 は，それぞれのトポロジデータをクロスエントロピー法 [26] を用いて可視化したものである．



(a) 電力網



(b) AS

図 5.5: クロスエントロピー法を用いて可視化したグラフ

5.2 輻輳現象

本節以降は前節で示した 2 つのトポロジを用い，3 章で説明したシミュレータを使用したシミュレーションの結果を示していく．

まずシミュレーションを始める前に，ネットワークの各種動作を決めるパラメータの値について表 2 に示す．

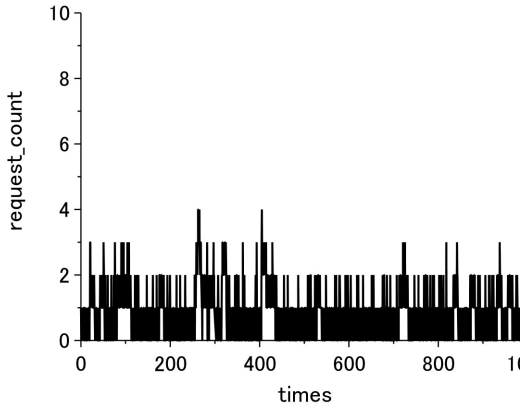
表 2 において，最初の仕切り線までの 4 項目はノードに関する情報である．本シミュレーションは離散事象で各イベント生起の形で起こるが，基本的に 1 システム時間の基準をリクエストが起こる時間とした．よって，現実のインターネットの動作を考えても，ルーターの処理はリクエストの起こるタイミングよりも十分小さい時間となるので，ここでは十分小さい 0.001 に設定している．再送要求発生間隔とは該当パケットを送出してから，確認応答が返ってくるまで待つ時間である．この時間以上となると，送信ノードはパケットを再送する．Queue の上限とは文字通り，到着ノードが詰まっているときにパケットが待てるバッファサイズの大きさである．これを超えると，そのノードはダメージノードとなり，ダイナミックルーティングが起こる．回復の規定長とは，ダメージノードだったノードがネットワークに復帰するときの Queue の閾値である．

次の 6 項目はネットワーク全体に対しての設定である．平均伝送率は (3.1) 式にあるようにリンク中の伝送スピードを示す．ここは先ほどのルーター処理時間との整合性が取れるよう，スケールをほぼ同じような値に設定をした．簡単のため，今回はリンクコストはすべて 1（すなわち，純粋にホップ数が距離となりうる）のモデルで実験を行っている．リクエストの上限とは，ネットワーク中に存在できるリクエストの数である．このような上限を設けたのは短いリクエスト発生間隔で大量のリクエストが発生すると，シミュレーションに膨大な時間がかかり，かつネットワークそのものもパンクをして特性が取れない危険性を回避するためである．ただし実験を行う際，あまりに上限に引っかかると，結果にマスクがかかる可能性があるので留意することが必要である．終了時間は実験がすべて終わる区切りの時間である．

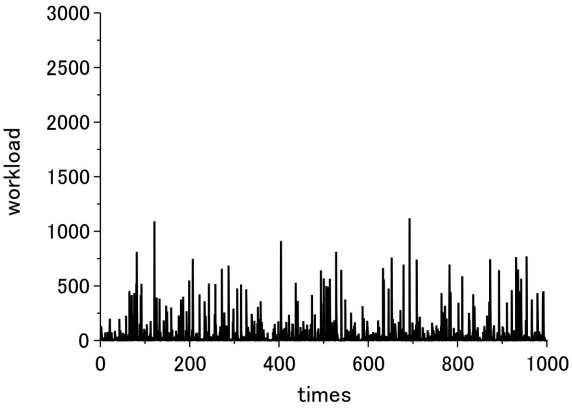
最後の 2 項目は実質上，実験パラメータになる項目である．それぞれのリクエストが起こる間隔はランダムな独立事象であるポアソン過程を取り入れ，各リクエストごとの要求パケット数も独立なポアソン乱数とした．表中に示しているそれぞれの値はその平均値である．今回の実験では平均要求パケット数を一定とし，平均リクエスト間隔を短くしていったときにどのような現象が起こるかを確かめた．以上のパラメータで行ったシミュレーションの結果を図 5.6 から 5.8（電力網），図 5.9 から 5.11 (AS) に示していく．

表 2．シミュレータの各種パラメータ（単位はシステム時間）

ルーター処理時間	0.001
再送要求発生間隔	10
Queue の上限	50
ダメージノードからの回復する規定長	40
平均伝送率	0.005
リンクコスト	全て 1
確認メッセージ伝送時間	0.005
リクエスト上限	100
パケット生存時間	10
終了時間	1000
平均要求パケット数	20（ポアソン乱数）
平均リクエスト発生間隔	1.0, 0.5, 0.2, 0.1, 0.05（ポアソン過程）

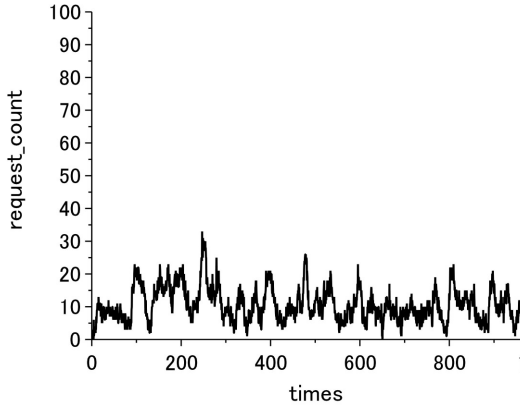


(a) リクエスト数の時間推移

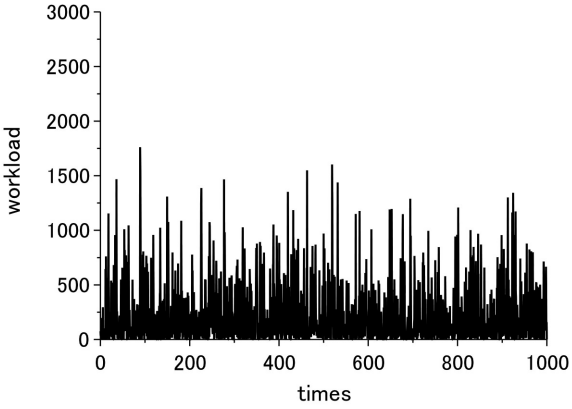


(b) workload の時間推移

図 5.6: 電力網，平均リクエスト間隔 0.5

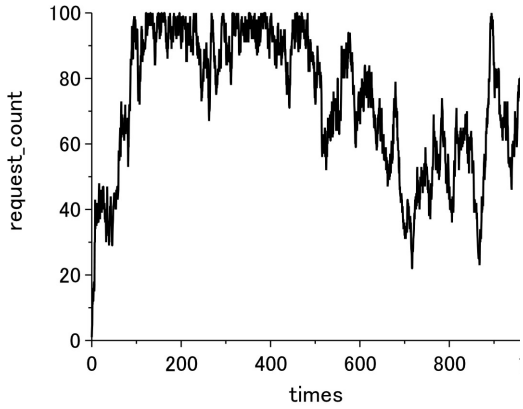


(a) リクエスト数の時間推移

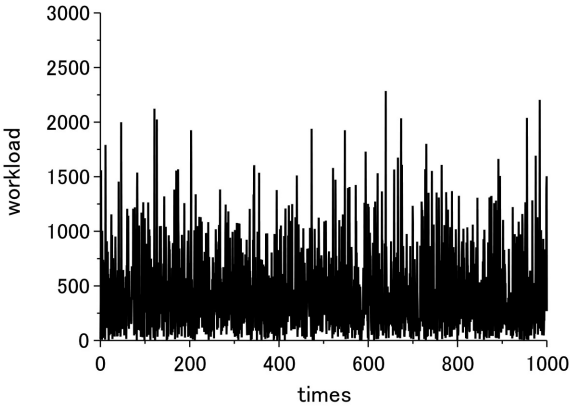


(b) workload の時間推移

図 5.7: 電力網，平均リクエスト間隔 0.1

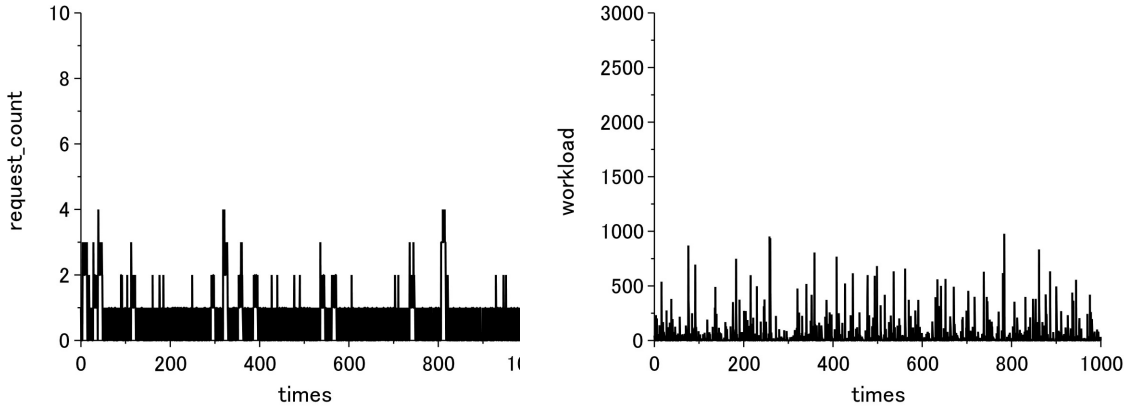


(a) リクエスト数の時間推移



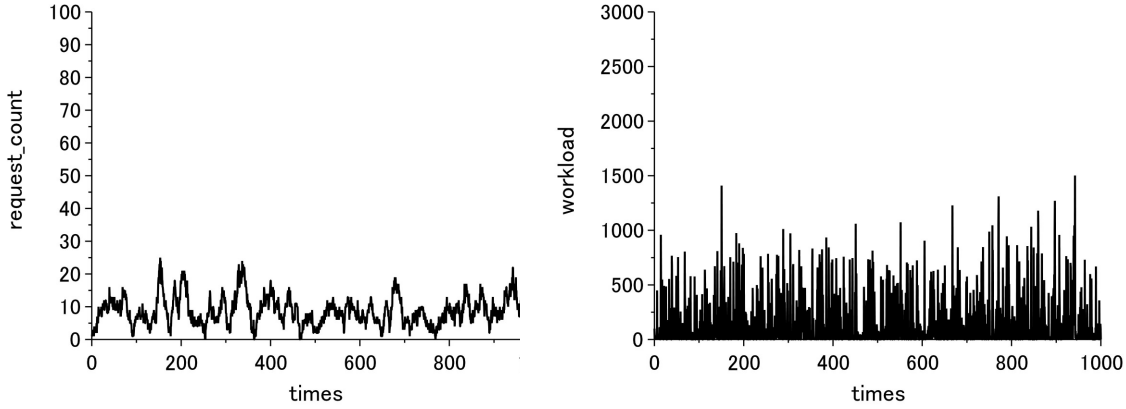
(b) workload の時間推移

図 5.8: 電力網，平均リクエスト間隔 0.05



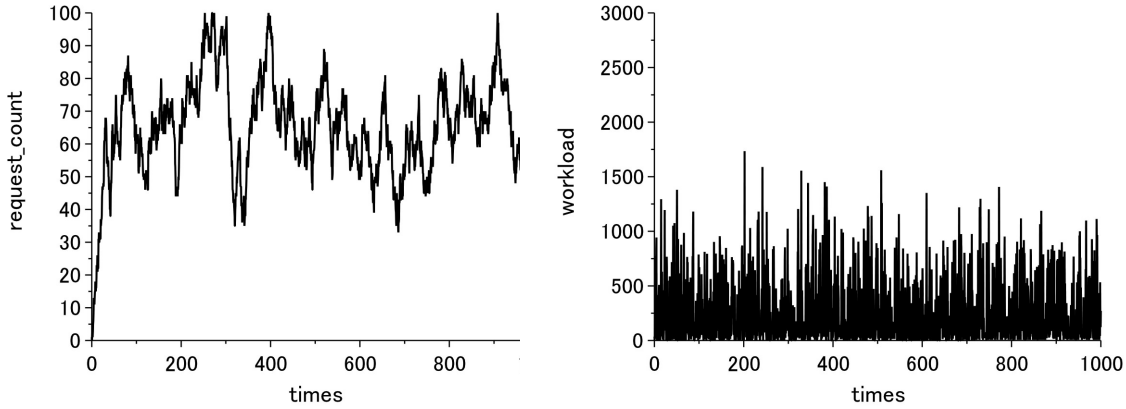
(a) リクエスト数の時間推移　　(b) workload の時間推移

図 5.9: AS，平均リクエスト間隔 0.5



(a) リクエスト数の時間推移　　(b) workload の時間推移

図 5.10: AS，平均リクエスト間隔 0.1



(a) リクエスト数の時間推移　　(b) workload の時間推移

図 5.11: AS，平均リクエスト間隔 0.05

平均リクエスト間隔を小さくしていくと，パケットが渋滞してくる現象が図 5.6 から 5.8（電力網），図 5.9 から 5.11 (AS) を見ると分かる．各図とも (a) のリクエスト数とはネットワーク中にあるリクエストの数を示し，(b) の workload とはネットワークに存在するすべてのパケット数（すなわち，各ノードのキューとリンクに入っているパケット数の総和）を示している．

ここで電力網のトポロジと AS のトポロジで 1 つの違いが見られる．それは各図（b）の workload の変化を見ると，電力網の場合は平均リクエスト間隔が狭まるとともにかなり大きな変動が見られるのに対し，AS の場合は全体的に大きくはなっているものの，電力網よりは workload の値が小さく推移している．

これは時間平均をとった統計量を見ても明らかになる．図 5.12 は測定した電力網のトポロジ，AS のトポロジでの workload をシミュレーション時間で時間平均をとったものである．なお，これ以降に挙げる時間平均量はシミュレーションのランダムさをできるだけ排除するために，同じパラメータで 10 回実験を行った平均の値を示している．図 5.13 を見ると，各ネットワークで処理されたリクエストの総数はほぼ同じなのに対し，workload のほうは図 5.12 を見ても，明らかに電力網のトポロジのほうが高くなっている．workload はネットワーク中にあるすべてのパケット総数を示しているので，電力網のトポロジに投入されたパケットは長い時間をかけて処理されていることを示している．

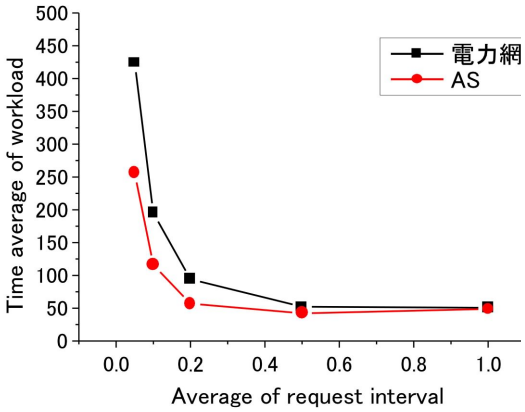


図 5.12: workload の時間平均

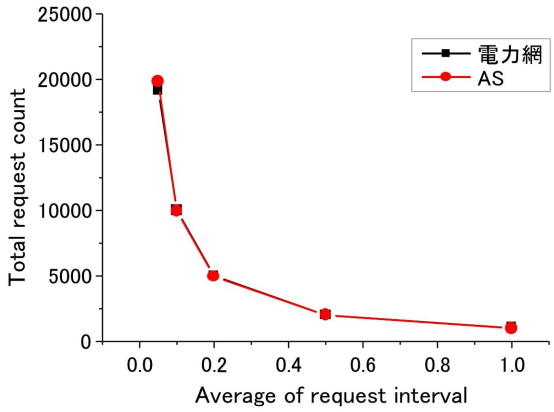


図 5.13: ネットワークが処理したリクエスト総数

それでは具体的に各ネットワーク中のノードとリンクに，どれだけの数のパケット分布をしていたのだろうか．それを示すのが，図 5.14 である．図中の all_ Queue_ Length がノードの総 Queue 長の，link_flow が全てのリンクに流れていたパケット総数の時間平均を示している．双方のネットワークとも，リンクよりもノードの Queue の値のほうが大きくなっている．だが，平均リクエスト間隔 0.05 の部分では明らかな違いが見られる．AS のトポロジに対して電力網のトポロジにおけるリンク総量の値が急激な伸びを見せているのだ．この時点だけのデータを比較すると，総 Queue 長：リンク総量の比が，電力網は 2:1 なのに比べ，AS は 7:1 とノードの負担がかなり大きくなっている．

これをノードとリンクの稼動している数で比較したのが図 5.15 である．ここでいう active な状態とは，あるノードやリンクにおいてパケットが 1 つでも入っていることを指している．シミュレーションでは毎時 active 状態であるノードとリンクの数をカウントしており，図 5.15 ではその時間平均を算出している．これを見ると，相対的に AS のトポロジが電力網のトポロジの伸びに対

して小さく推移している．つまり，電力網のトポロジでは輻輳状態になるに従い多くのノードやリンクが使われるのに対し，AS のトポロジではパケットが限られたノードやリンクが集中しているのだ．

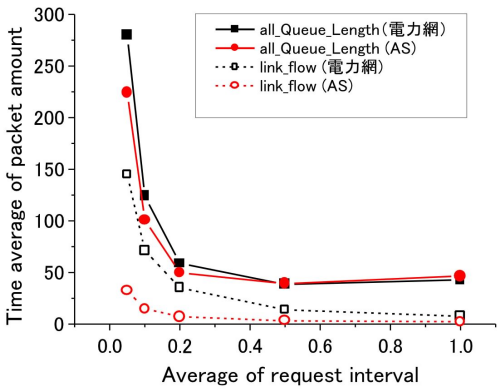


図 5.14: 総 Queue 長とリンク総量の時間平均

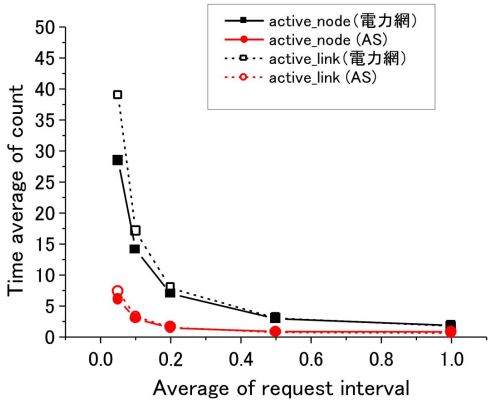
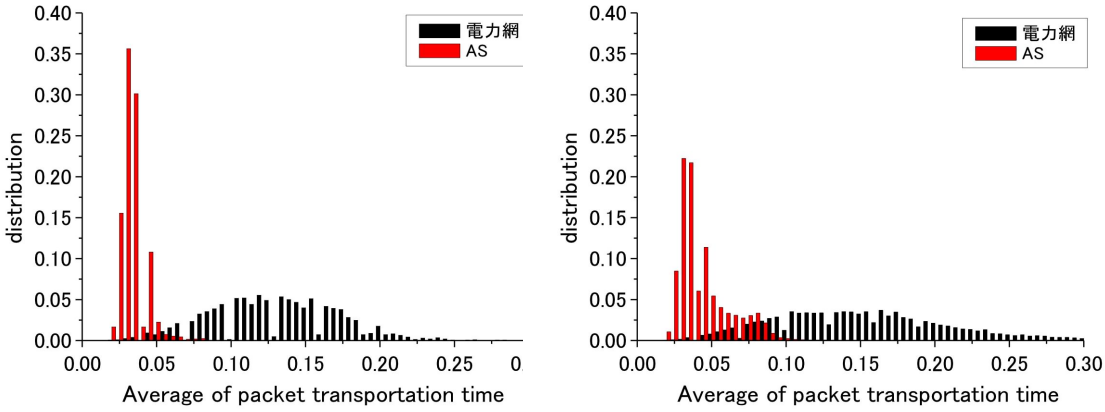


図 5.15: active なノードとリンクの時間平均

5.3　パケットの伝送時間について

実用的な通信を考える上で一番関心があるのは，データであるパケットがどれくらいの伝送時間で送られるかということである．図 5.16 は各リクエストごとの平均パケット伝送時間の分布を表したものである．図中の (a) はネットワークが空いている図 5.6（電力網），図 5.9 (AS) に，(b) は図 5.8（電力網），図 5.11 (AS) の輻輳状態にそれぞれ対応している．ネットワークが混雑してくるとパケットの伝送時間が長くなるために分布が平坦になる傾向にあるが，電力網と AS というトポロジによっての違いがはっきりとしている．AS のトポロジはどれも短い時間で到達しているのに対し，電力網の場合は AS の 4 倍のところにピークがある．これは 5.1 節の表 1 で示した各トポロジデータの中の平均経路長の違いと，ピークの値の違いはほぼ同じである．ゆえに平均経路長というトポロジデータは，パケットの伝送時間に直に反映されている．



(a)　平均リクエスト間隔 0.5　　(b) 平均リクエスト間隔 0.05

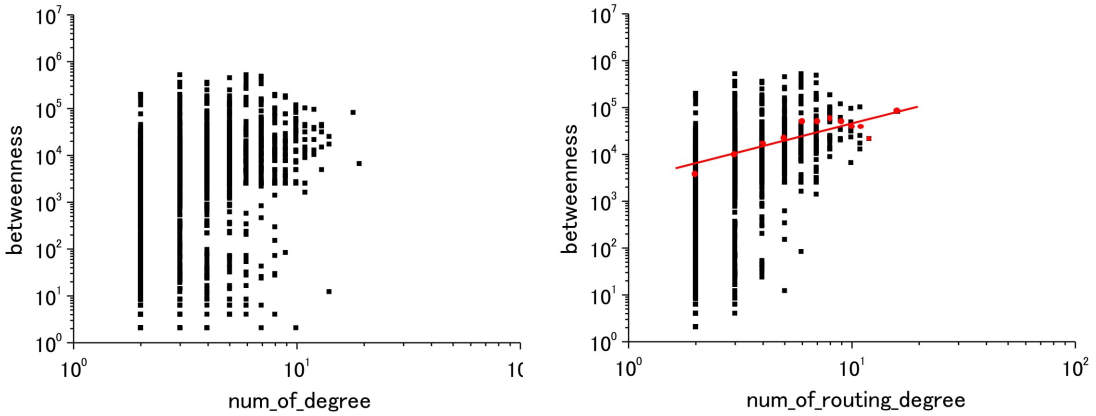
図 5.16: リクエストごとの平均パケット伝送時間分布

5.4 Betweenness との関係

4 章でも触れたが，Kim らは通信における各ノードの”load”というものを定義し，社会的ネットワークにあった”betweenness centrality”がパケット通信でも重要な役割を担っていることを示した [23]．ここでは今回使用した 2 つのネットワークにおけるホスト間通信で，各中継ノードのいわば”betweenness centrality”がどのような役割を果たしているかについて検証する．

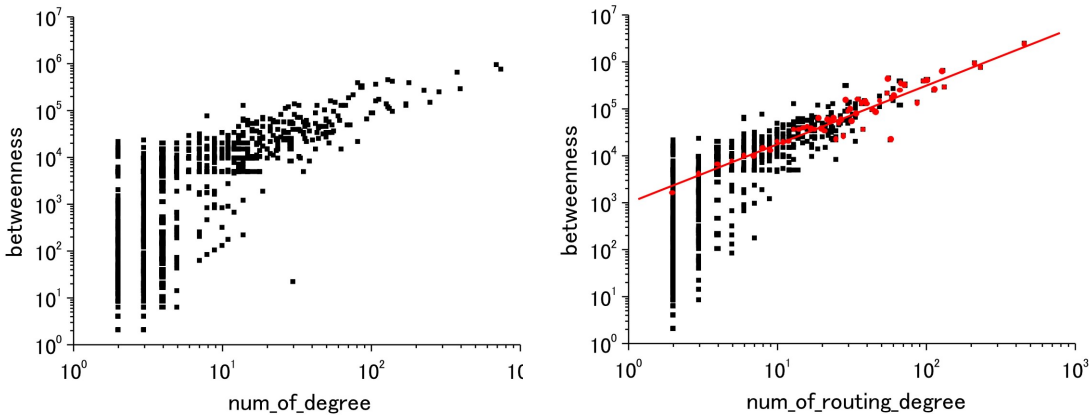
まず，対象ネットワークでの”betweenness centrality（以下，betweenness）”を計算する必要がある．本来，betweenness とは，計算対象ノード以外の全ノードに対してのペアを考えて計算を行わなければならないが，シミュレーションはホスト間通信（すなわち，次数が 1 のノード間での通信）に限定した状況で行っているため，ここでの betweenness は全ホスト間のペアによって定義されるものとする．また，ダイナミックルーティングを行うことで状況は刻々と変化していくが，それではいくら経っても betweenness が定まらないので，シミュレーションで最初に定義したルーティングテーブルをもとに算出することとする．方法としては，まず Warshall-Floyd 法によって求めた全点-全点パスのルーティングテーブルより対象となるホストを選び出し，その対象ホスト以外の全ホストへ行くパスをルーティングテーブルより探索して求めていく．このパスを辿って行くときに，各中継ノードはパスが自らを通過していく回数をカウントしていき，それぞれのノードの betweenness を決定していくわけである．

betweenness がネットワークの構造とどのように関係してくるのだろう．図 5.17 (a) と図 5.18 (a) に各ノードの次数と betweenness の関係について，また図 5.17 (b) と図 5.18 (b) に各ノードのパスの次数と betweenness との関係について示した．ここでいうパスの次数とは betweenness を計算する段階で使ったルーティングテーブル中で，各ノードがもつリンクのうちでどれだけのリンクがルーティングパスに使われているかを示した値である．だからたとえ大きな次数のノードであっても，たった数本しか通信に使われていない可能性もある．



(a)　各ノードの次数との関係　　(b)　各パス次数との関係

図 5.17: betweenness とトポロジとの関係（電力網）

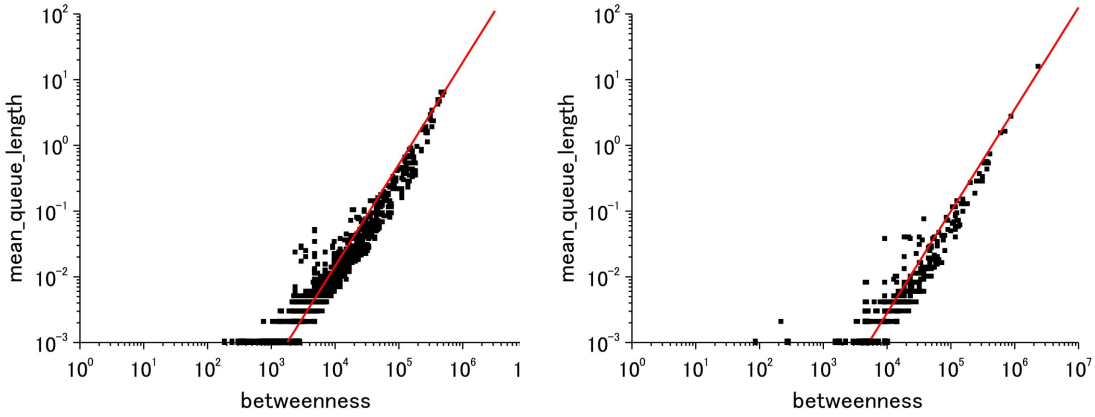


(a)　各ノードの次数との関係　　(b)　各パス次数との関係

図 5.18: betweenness とトポロジとの関係（AS）

これらの図を見比べると，全体的な傾向としてはパスの次数が大きなものほど betweenness が高くなっていることが分かる．その証拠に各図の (b) に引いた近似直線（各パス次数の平均値の近傍に引いてある）は，どれも右上がりの傾向を示している．しかし，AS のトポロジに比べて，電力網のトポロジはパス次数が小さなノードでも高い betweenness を誇っているノードがある．図 5.17 (a) に示したノードの次数で見ても，同様の性質が見られる．逆に AS のトポロジでは次数においても，パス次数においても，とても綺麗な右上がりとなっている．

以上のことから，電力網のネットワークトポロジでは次数が高いノードよりも，比較的中規模のノードが通信に貢献していることが推察される．それに対し，AS のネットワークトポロジは逆に次数が大きい，いわゆる Hub ノードの betweenness が高く，パケット輸送に大きな影響を与えている．



(a) 電力網　　(b) AS

図 5.19: betweenness と平均 Queue 長との関係

最後に図 5.19 の (a)，(b) に betweenness と各ノードの平均 Queue 長との関係を示しておく．平均 Queue 長のデータは平均リクエスト間隔 0.05 でシミュレーションした結果である．どちらの結

果も betweenness を b とすると，$b^{\gamma}(\gamma = 1.55)$ に比例する直線にのる．この結果から，各ノードの betweenness が大きいほど，平均 Queue 長が大きくなることが分かる．

第6章　結論

本論文では，インターネットにおけるルーターネットワークの接続関係にスケールフリー性があるという Faloutsos らの観測結果をもとにし，同じスケールフリーの性質をもつ電力網と AS の実データを使って，ネットワークのトポロジ特性がパケット輸送にどのような影響を与えるかをシミュレーションによって検証した．そのために大規模なネットワークモデルが実験可能で，かつインターネットの基本機能を押さえたシミュレーションを製作し，2 つのネットワークトポロジ上で平均リクエスト間隔を短くした輻輳状態でのパケット分布を観測した．

2 つのネットワークを比較したときに，まず大きく違うのは平均経路長である．この違いはリクエストごとの平均パケット伝送時間に直接反映した．また平均経路長が長くなると，それだけネットワークに多くのパケットが存在することになるので，特に電力網のトポロジでは総 Queue 長やリンクのパケット総量が大きくなる傾向が見られた．

この平均経路長が異なるのにはスケールフリーという特徴は共通でありながらも，2 つのネットワークにおける結合状態が違うことから表れている．それは平均結合相関の違いにある．電力網のトポロジは AS のトポロジに比べ，平均結合相関のべきの傾きも小さく，ネットワークが輻輳状態になると多くのノードとリンクが稼動状態となる．それに対して AS は，平均結合相関のべきの傾きが大きく，次数の小さなノードは次数が大きな Hub ノードと結合している割合が高い．ゆえに輻輳状態になると，限られたノードに集中して大きな負荷がかかってくる．

この限られたノードには次数の大きさ以上に明確な示量がある．それが betweenness である．betweenness とは各ホスト間の最短パスを考えたとき，あるノードを経由する割合を数値化したものである．本研究では 2 つのネットワークに共通して，betweenness が大きいノードほど平均 Queue 長が大きくなる（すなわち，通信負荷が高くなる）傾向が見られた．単純に次数の大きな Hub ノードほど通り抜けのパスが多くなるので，betweenness が大きくなると考えられる．しかし今回の実験では，AS のほうは次数の大きな Hub ノードほど betweenness が大きくなる傾向が見られたが，電力網の場合は中規模な大きさのノードが betweenness が大きくなる結果が得られた．

今回の結果より，betweenness の大きなノードの分布状態がパケットの渋滞現象を考えるにおいて重要なファクターであることが予想される．それには各ノードの次数だけではなく，平均経路長や平均結合相関に示されるノードのつながり方も考慮していく必要があると考える．そのために今後は種々のスケールフリーネットワークモデルを用い，より詳細な定量的性質を検討していく必要がある．

謝辞

本研究には多くの方のご支援をいただきました．ここに改めてまして、深く感謝の意を表したいと思います．

本研究を進めるにあたり、2 年近くの歳月、指導教官の林幸雄助教授には随分お世話になりました．先生には研究のイロハから論文のまとめ方まで、この分野に無知な私をここまで導いてくださいました．まだまだ未熟者の私ではありますが、先生のおかげで有意義な研究生活を送ることができました．ありがとうございました．

同じ研究室のメンバーにも多くのことで支えられました．特に計算機の使い方から、プログラミングのコツまでアドバイスをいただきました松久保潤さん、ネットワーク特徴分析ツールを提供してもらった宮崎敏幸くんには特に深く感謝致します．また、本研究の基礎であるシミュレーションの土台を手助けしていただいた副テーマ指導教官、吉田武稔教授にも改めて感謝致します。

思えば JAIST での 2 年間は、学部までただ前を向いて走り続けていた自分自身というものに素直に向き合える機会を与えてくれました．知識科学という広い学問分野を見渡すと同時に、物事というのはすべて単独では存在しえないことを実感致しました．今後はこの経験を生かし、社会の中で自分という個性が発揮できるように頑張っていきたいと思います．

末筆ではありますが、私の人生観を大きく変えてくれた諸先生方、並びに常に明るくをモットーにここまで大きく育ててくれた両親に改めて尊敬の念を抱くと同時に、心よりの感謝を致します。本当にありがとう。

参考文献

[1] Clay Shirky, ”Social Software and the Politics of Groups,” http://www.shirky.com/writings/group_politics.html

[2] I.Foster, C.Kesselman, S.Tuecke, ”The Anatomy of the Grid: Enabling Scalable Virtual Organizations,” International J. Supercomputer Applications, 15(3), 2001.

[3] 佛明智,「分散型電力供給の耐故障性に関する研究」, 北陸先端科学技術大学院大学 知識科学研究科 修士論文, 2002.

[4] 高安美佐子, ”インターネット交通流にみられる自己組織化,” 数理科学, 1 月号, 1999.

[5] Albert-László Brabási, 青木薫　訳, 「新ネットワーク思考」, NHK 出版, ISBN:4140807431, 2002.

[6] Michalis Faloutsos, Petros Faloutsos, Christos Faloutsos, ”On Power-Law Relationships of the Internet Topology,” ACM SIGCOMM, pp251-262, vol.29, No.4, Oct.1999.

[7] 秋本芳伸, 岡田泰子, 「基礎から理解したい人のためのルーティング入門」, （株）ディー・アート, ISBN:4886486835, 2003.

[8] C. Hedrick, ”Routing Information Protocol”, Request For Comments: 1058, IETF 1988.

[9] J. Moy, ”OSPF Version 2”, Request For Comments: 1583, IETF 1998.

[10] Y. Rekhter, T. Li, ”A Border Gateway Protocol 4 (BGP-4)”, Request For Com-ments:1771, IETF 1995.

[11] 浅野孝夫「情報の構造　[下]　ネットワークアルゴリズムとデータ構造」日本評論社, ISBN:453560813X, 1994.

[12] Averill M. Law, David W. Kelton, W. David Kelton, David M. Kelton, ”Simulation Modeling and Analysis (Industrial Engineering and Management Science Series),” McGraw-Hill, ISBN: 0070592926, 1999.

[13] G.Caldarelli, R.Marchetti, L.Pietronero, ”The fractal properties of Internet,” Europhysics Letters, pp386-391, vol.52, Nov.2000.

[14] 箕浦正人,「SF ネットワーク構造に基づく情報伝搬とコンピュータウィルスの伝染」, 北陸先端科学技術大学院大学 知識科学研究科 修士論文, 2002.

[15] S.N.Dorogovtsev, J.F.F.Mendes,「Evolution of Networks ;From Biological Nets to the Internet and WWW」, OXFORD UNIVERSITY PRESS, ISBN0198515901, 2003.

[16] Romualdo Pastor-Satorras, Alexei Vázquez, Alessandoro Vespignani, ”Dyamical and Correlation Properties of the Internet,” Phys. Rev. Lett. Vol.87, No.25, December 2001.

[17] P.E.J.Newman, ”Mixing patterns in networks,” arxiv;cond-mat/0209450, Fev 2003.

[18] Alberto Medina, Ibrahim Matta, John Byers, ”On the Origin of Power Laws in Internet Topologies,” ACM SIGCOMM, pp18-28, vol.23, No.2, Apr.2000.

[19] Soon-Hyung Yook, Hawoong Jeong, Albert-László Barabási, ”Modeling the Internet’s Large-Scale Topology,” arxiv;cond-mat/0107417, 2001.

[20] Bosiljka Tadić, Stefan Thurner, G.J.Rodgers, ”Trafiic on complex networks: Toward understanding global statistical properties from microscopic density fluctuations,” arxiv;cond-mat/0401094, Jan 2004.

[21] Bosiljka Tadić, Stefan Thurner, ”Infomation Super-Diffusion on Structured Networks,” arxiv;cond-mat/0307670, Jul 2003.

[22] Bosiljka Tadić, G.J.Rodgers, ”Packet Transport on Scale Free Networks,” arxiv;cond-mat/0207228, Jul 2002.

[23] K.I.Goh, B.Kahng, D.Kim, ”Universal Behavior of Load Distribution in Scale-Free Networks, ” Phys. Rev. Lett. Vol.87, No.27, December 2001.

[24] D.J.Watts, S.H.Strogatz, ”Collective dyanamics of small-world networks,” Nature, 393, 440, 1998.

[25] Adilson E.Motter, Ying-Cheng Lai, ”Cascade-based attacks on complex networks,” Phys. Rev. E 66, 065102, 2002.

[26] 山田武士, 斎藤和己, 上田修功, ”クロスエントロピーに基づくネットワークデータの埋め込み,” 信学技報, 電子情報通信学会, NC2002-157 (2003-03).