

Title	リンク淘汰とショートカット付加による自己組織的なネットワーク
Author(s)	目黒, 有輝
Citation	
Issue Date	2011-03
Type	Thesis or Dissertation
Text version	author
URL	http://hdl.handle.net/10119/9669
Rights	
Description	Supervisor: 林幸雄, 知識科学研究科, 修士

修 士 論 文

リンク淘汰とショートカット付加による自己組織的なネットワーク

指導教員 林 幸雄 教授

北陸先端科学技術大学院大学
知識科学研究科知識科学専攻

0950049 目黒 有輝

審査委員： 林 幸雄 准教授（主査）
吉田 武稔 教授
本多 卓也 教授
金井 秀明 准教授

2011 年 2 月

目 次

第 1 章

序論.....	1
1.1 研究の背景と目的	1
1.2 本論文の構成.....	4

第 2 章

関連研究.....	5
2.1 粘菌モデル	6
2.2 次数が高いノードを優先的に生き残らせる Kim と Noh のモデル	9
2.3 2 ホップ毎にショートカットを張る Ikeda のモデル	12

第 3 章

従来モデルの問題点と解決策	15
3.1 ルーティングに関する問題点と改善策	16
3.2 リンク付加方法に関する問題点と改善策.....	21
3.3 初期構成に関する問題点と改善策.....	24
3.4 パケット発生方法に関する問題点と改善策	25
3.5 提案手法.....	27

第4章

ネットワーク特性の分析	31
4.1 実験の概要	31
4.2 実験の流れ	32
4.3 実験の設定	34
4.4 構造特性	36
4.4.1 可視化	37
4.4.2 生き残ったノード数	51
4.4.3 生き残ったリンク数	52
4.4.4 平均次数	53
4.4.5 次数分布	56
4.4.6 平均リンク長	59
4.4.7 リンク長分布	62
4.4.8 総リンク長	65
4.5 通信効率	68
4.5.1 パケット到達率	69
4.5.2 最小ホップルーティングによる平均最小ホップ数	72
4.5.3 最短距離ルーティングによる平均最短距離長	76
4.5.4 局所情報を利用したルーティングによる平均到達ホップ数	79
4.5.5 局所情報を利用したルーティングによる平均到達距離長	83
4.6 頑健性	86
4.6.1 ランダムな故障を想定したノード除去	87
4.6.2 意図的な攻撃を想定したノード除去	90

第5章

結論	93
参考文献	96

第1章

序論

1.1 研究の背景と目的

インターネットや WWW，電力網や論文の共著者関係にいたるまで，実世界に存在する多くのネットワーク構造に共通する特徴が存在することが近年の研究で明らかになった[1,2,3,4]．その特徴とは，ノードが持つ次数 k の存在確率 $P(k)$ の分布が， $P(k) \sim k^{-\gamma}$ ($2 < \gamma < 3$) というべき乗に従うことである．言い換えればネットワークサイズ N の違いによる次数の平均値 $\langle k \rangle$ に代表値がないことから，スケールフリー (SF) と呼ばれている[1,2,3,4]．べき乗に従った次数分布では，わずかなリンクしか持たない大多数のノードと莫大なリンクを持つごく少数のノード (ハブ) が共存している．しかも SF ネットワークは，あるノードから別のノードに到達するまでに経由するノード (ホップ) の最小数がノード総数 N に対して $\log N$ 程度ですむ Small-World (SW) 性である[1,2,5,6]．SW 性は，道路網などの地理的なネットワークでは $\sqrt{N}$ 程度であることに比べると非常に小さな値である[5,6]．

さらに SF ネットワークは不慮の事故や故障に相当するランダムなノード除去に対しては頑健であるものの[5,6]，テロリスト等による意図的なハブを狙った集中攻撃には極めて脆弱である [5,6]．例えば WWW の場合は 7%程度[6,7]，インターネットの AS (Autonomous System) システムにおいては 3%程度[6,7]のハブが除去されるだけでばらばらになってしまう．この問題に対して，少数のリンクペアをランダムに選択してリンクの張り替えを行う方法や[5,8,9]，ランダムで選択したノード間に少量 (リンク総数の 30%程度) のショートカットを加える方法が提案されており[8,9,10]，ハブ攻撃

への頑健性が大幅に向上することがシミュレーション実験により示されている。

しかしながら、インターネットやWWWの特徴はべき乗則や $\log N$ 特性のみではない。注目すべきことは、このような特性を持ったネットワークが全体の設計図や管理の中樞がなくとも自己組織的に構築されるという点である[1,2]。そうしたネットワークは人工的なものに限らず、河川や粘菌の餌の輸送ネットワークなど自然界にもみられる[1,2,11]。このように、ノード同士が協調し合うことで素早く構築されるネットワークは、次世代の Peer-to-Peer (P2P) ネットワーク[12]、モバイルグループウェアやイベントでの使用を目的としたアドホックネットワークの構築はもちろん、災害時に必要とされる応急処置的なネットワークへの応用も期待されている[3,13]。

ところで、地理的なネットワークの構築及び管理コストに注目した場合[6]、使用頻度が高いリンクを優先的に強化するか、使用頻度が低いリンクを淘汰することで、管理コストを下げるのが望ましい。ここでネットワークトラフィックの発生の仕組みが異なれば当然、使用頻度が高いリンクは変わる。通常モデルでは、トラフィックは各ノードから一様ランダムに発生[14]させているが、バラバシらの研究[15]による人口分布とルータ分布の密接な対応に着目して、本研究では人口分布に応じて発生させることを考える。具体的には人口分布に応じてパケット送受信要求を発生させる。

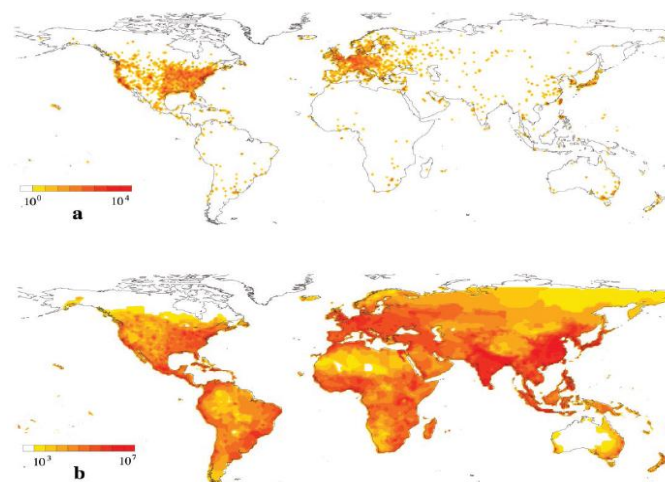


図 1.1 ルータ分布（上）と人口分布（下）の関係（赤色に近いほど数が多い）

出展： “Modeling the Internet's large-scale topology”

これらの背景から、本研究では災害時や広域無線、既存のインフラ設備の利用が困難

な環境で、ユーザ同士が素早く確実に情報通信を行え、かつネットワークの構築・管理者が全体の設計図がなくとも、素早く低コストで構築できるネットワークを生成することを目的とする。目的を達成するために、具体的には人口分布に応じた確率でパケット送受信要求を発生させ、ランダムなノード配置の平面グラフからパケット通過頻度に応じたリンクの淘汰を行うことで、人口集中箇所に自然に多数のノードやリンクが生き残るようにする。生き残ったノードやリンクはユーザ同士が情報通信を行うための重要度が高いため、優先的に強化や補修することで輻輳の対策や低コスト化に繋がる。さらに、リンク淘汰を行ったネットワークにショートカットを付加することで、通信効率と頑健性を向上させる。

提案手法で構築されたネットワークの構造特性、通信効率、頑健性を当研究室で **Java** 言語により共同開発しているネットワーク分析ツール **Net_Analysis** を用いて調べる。その際、以下の項目についてネットワーク毎に比較検討を行う。

- ・ 各ノードへのパケット送受信要求の割り当て方の違い
- ・ ショートカットの付加方法の違い
- ・ パケットルーティングの違い

1.2 本論文の構成

本論文は序論と結論を含め全体を 5 章で構成している。以下にその構成を述べる。

第 2 章では、本研究と同様にリンク淘汰とショートカット付加によりネットワークを生成する従来研究を紹介する。

第 3 章では、2 章で紹介したモデルの問題点を説明し、次世代アドホックネットワークにおける利用を想定した改善策を取り入れたネットワーク生成手法を提案する。

第 4 章では、提案手法により生成したネットワークについて様々な指標を用いて構造特性、通信効率、頑健性を調べる。

第 5 章では、結論として本研究のまとめを述べる。また本研究では扱えなかった将来の研究課題に関しても補足する。

第2章

関連研究

従来のネットワークサイエンスでは, ネットワーク上の流れのダイナミクス (例えば, パケット転送) とネットワーク自体を生成するダイナミクス (例えば, リンクのリワイヤリングなど) はそれぞれ切り離されて考えられていた[1,2,16,17]. しかし, 情報が繰り返し伝達されることでシナプス結合が強化[16,17]されるネットワークや, 森で獣がよく通る部分の草や木が折れて自然に道ができることから, 2 つのダイナミクスは密接な関係があると考えられる.

本章では, ネットワーク上の流れのダイナミクスとネットワーク自体を生成するダイナミクスの関係に注目し, 2 つのダイナミクスを取り入れた従来の研究として, 以下の3つのモデルを紹介する.

2.1 粘菌モデル[11]

2.2 次数が高いノードを優先的に生き残らせる Kim と Noh のモデル [16,17]

2.3 2 ホップ毎にショートカットを張る Ikeda のモデル [18,19,20]

2.1 粘菌モデル[11]

2.2 と 2.3 で紹介する Kim と Noh のモデルや Ikeda のモデルは、パケットは決まった宛先を持たずにランダムウォークする。しかし、現実のネットワーク上を行き来する輸送物は決してランダムに移動しているわけではない。決まった送信元と宛先があり、その宛先に向かってより早く到達できる経路を選択しながら移動している。そこで Tero らは粘菌が餌を獲得する際に、菌手を伸ばして互いを繋ぐことで自己組織的にできた餌の輸送ネットワークに着目し、モデル化した。その輸送ネットワークは粘菌自身と餌の間をほぼ最短距離で結ぶ構造になっていることが Tero らの論文内で示されている。

図 2.1 は実際に粘菌が餌を輸送するために構築したネットワークの時間的変化である。関東の形状をした容器（白線）に関東の主要都市にあたる位置に粘菌の餌（白い点）を配置する。そして、山手線の環状部分に粘菌自体（黄色の大きな点）を配置すると粘菌が菌手を伸ばし、最終的に餌の間を短い距離で繋ぐネットワークが構築される。

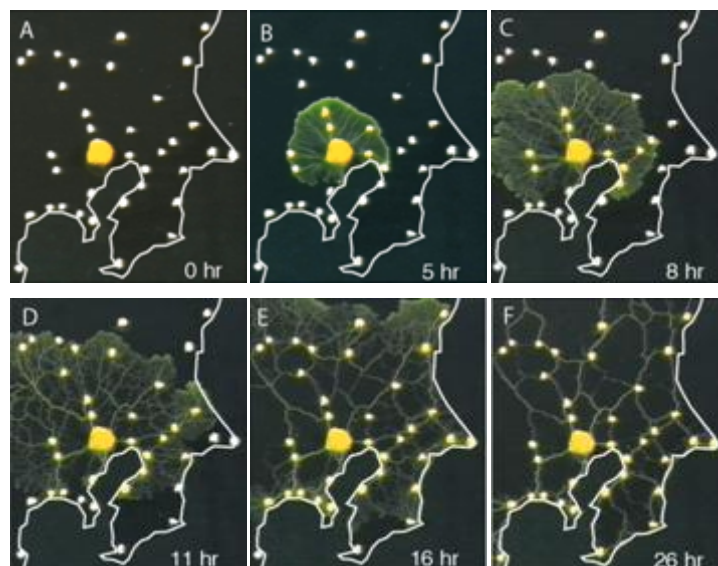


図 2.1 粘菌による餌の輸送ネットワーク

出展：“Rules for Biologically Inspired Adaptive Network Design”

Tero らのモデルにおけるネットワーク生成手順

Step 0 コンフィギュレーション

関東地方を基にした平面グラフを構築し、関東の主要都市に粘菌の餌に相当する FS (Food Source) ノードを設置する。つまり、FS はパケットの発生源と宛先に相当するノードである。

Step 1 各リンクに流れるパケットの量の計算

ノード i - j 間にあるリンクに流れるパケットの流量 Q_{ij} は以下のように定義する。

$$Q_{ij} = \frac{D_{ij} \times (p_i - p_j)}{l_{ij}}$$

l_{ij} はノード i - j 間の距離、 p_i と p_j はノード i 及び j がパケットを押し出す圧力である。また、 D_{ij} はリンクの重みであり、以下の式のように毎時刻減少する。

$$\frac{dD_{ij}}{dt} = f(|Q_{ij}|) - D_{ij}$$

なお、 $f(|Q_{ij}|)$ は S 字関数である。

Step 2 リンクの淘汰

ノード i - j 間にあるリンクの流量 Q_{ij} が 0 になったリンクは淘汰される。

Step 3 繰り返し

Step 1 から Step 2 を $t = 30000$ まで繰り返し行う。

粘菌モデルで生成されたネットワークを図 2.2 に示す。FS（青い点）を関東の主要都市に配置した場合、粘菌を用いた場合と同様に関東周辺の鉄道網に近いネットワークが生成された。図 2.3 は粘菌モデルにより生成されたネットワークの通信効率と頑健性をグラフで表したものである。左側（A）の横軸はネットワーク構築・管理コスト、縦軸が輸送効率であり、左下にある点ほど望ましい。一方、右側（B）の横軸はネットワーク構築・管理コスト、縦軸はリンクの故障に対する耐性であり、左上にある点ほど望ましい。この結果より、粘菌モデルにより生成されたネットワークは実際の鉄道網より頑健で輸送効率が高いことがわかる。

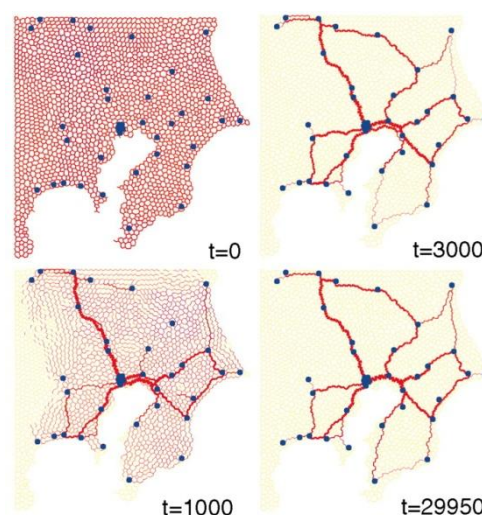


図 2.2 粘菌モデルにより生成された関東周辺の鉄道網に近いネットワーク

出展：“Rules for Biologically Inspired Adaptive Network Design”

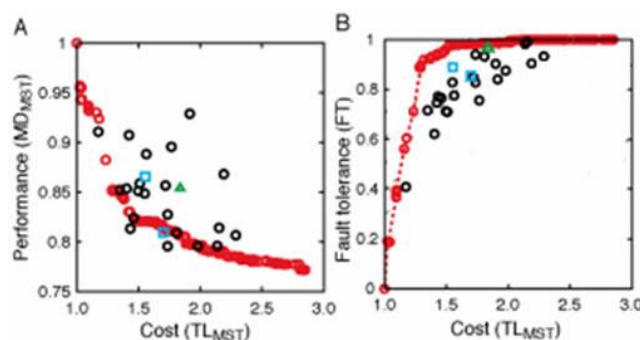


図 2.3 粘菌モデルにより生成されたネットワークの通信効率と頑健性

○…粘菌モデル（図 2.6），○□…実際の粘菌（図 2.5），△…関東周辺の鉄道網

出展：“Rules for Biologically Inspired Adaptive Network Design”

2.2 次数が高いノードを優先的に生き残らせる Kim と Noh のモデル[16,17]

2.1 で紹介した Tero らのモデルは平面グラフからリンクの淘汰のみを行うモデルであった。しかし、リンクの淘汰を行うだけでは、あるノードから別のノードに到達するまでに経由するノード数は元のネットワークの時と比べて少なくはならない。そこで、Kim と Noh が提案したモデルは、初期構成のランダムグラフからリンクの重み w_e の値に応じてリンク淘汰を行い、淘汰されたリンクを任意の 2 ノード間にリワイヤリングするモデルである。

また、Kim と Noh が提案したモデルは図 2.4 のようにパケット転送先のノードが結合している全てのリンクの重み w_e に 1 を加算することにより、多くのリンクを持つノード（ハブ）を優先的に生き残らせることを意図したモデルである。なお、以下の Step 3 でリンクの除去確率の分母に 1 を加算している理由は、 $w_e=0$ になった時に分母を 0 にさせないためである。

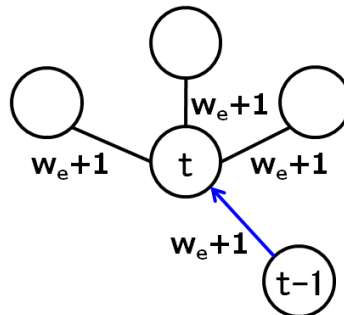


図 2.4 Kim と Noh が提案したモデルのリンクの重み w_e の更新方法

Kim と Noh のモデルにおけるネットワーク生成手順

Step 0 コンフィギュレーション

初期構成としてネットワークサイズ $N_0 = 1000$ のランダムグラフを構築し、各ノードに 1 つずつパケットを配置する。また、全てのリンクの重み初期値は 0 とする。

Step 1 パケット転送

全てのパケットを独立に 1 ホップだけランダムウォークさせる。

Step 2 リンクの重み w_e の更新

w_e の増加

パケット転送先のノードが結合している全てのリンクの重み w_e に 1 を加算する。

w_e の減少

全てのリンクの重み w_e を $r \times w_e$ ずつ減少させる、つまりリンクの重みを $(1 - r) w_e$ にする (r は重みの減少率 $0 < r < 1$)。

Step 3 リワイヤリング

リンクの淘汰

各リンクを $1 / (1 + w_e)$ の確率で除去する。

リンクの付加

リンクが除去された際、任意の 2 ノード間に新たにリンクを構築する。

Step 4 繰り返し

Step 1 から Step 3 を次数分布が一定になるまで、繰り返し行う。

Kim と Noh のモデルから生成されたネットワークは、リンクの重み減少率 r の値が小さい場合はリワイヤリングが起きにくくなり、ハブが生き残りやすくなるためスター型の部分が複数結合したネットワークが生成される。一方、リンクの重み減少率 r の値が大きい場合はリワイヤリングが頻繁に起こるため、ランダムグラフに近いネットワークが生成される（図 2.5 参照）。また、このようにパラメタ r に従った相転移が論文内で解析的に示されている。

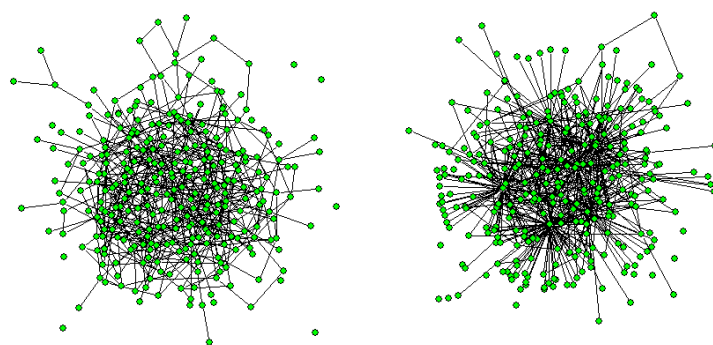


図 2.5 リンクの重み減少率 r の違いにより生成されたネットワークの比較 ($t = 10000$)
(左) $r = 0.2$, (右) $r = 0.01$

図 2.5 の右図のように、複数個のハブを持つネットワークは左図のようなランダムグラフと比較して、ハブを経由することにより任意の 2 ノード間を少ないステップ数で繋ぐメリットがある。その一方で、ハブが災害などの故障やテロなどの意図的な攻撃で機能不全に陥った場合は、ネットワークが分断されてしまい、ネットワーク全体が機能停止してしまうデメリットもある。そのため、必ずしもハブが存在するネットワークは望ましいわけではない。

2.3 2 ホップ毎にショートカットを張る Ikeda のモデル[18,19,20]

Kim と Noh のモデルはリンクが淘汰された際、任意の 2 ノード間に新たにショートカットを張るモデルであった。しかし、ランダムに張られたショートカットはパケット転送にほとんど貢献しないかもしれない。ネットワークの構築及び管理コストを考えた場合、新たにショートカットを張る際はパケットが良く流れるパスを優先的に強化することが望ましい。

そこで Ikeda が提案したモデルは、現在パケットがあるノードと 2 ホップ前にパケットがあったノード間にショートカットを張ることで、一度パケットが流れたパスを再度利用する際に、より少ないホップ数で移動できるように改良したリワイヤリングモデルである（図 2.6 参照）。

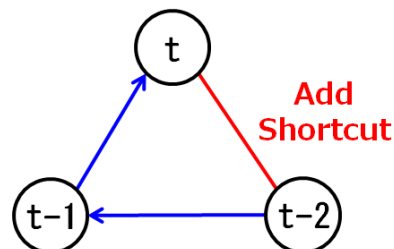


図 2.6 Ikeda が提案したモデルのショートカットの張り方

Ikeda のモデルにおけるネットワーク生成手順

Step 0 コンフィギュレーション

ネットワークサイズ $N_0 = 1000$ の 1 次元鎖を構築し，ランダムに選択した 1 つのノードに 1 つパケットを配置する．また全てのリンクの重み初期値は 0 とする．

Step 1 パケット転送

パケットを独立に 1 ホップだけランダムウォークさせる．

Step 2 リンクの重み w_e の更新

w_e の増加

パケット転送に使用されたリンクのみ重み w_e に 1 を加算する．

w_e の減少

各リンクの重み $w_e > 1$ に対して，確率 p_d で w_e から 1 を減算する．

Step 3 リワイヤリング

リンクの淘汰

リンクの重みが $w_e = 0$ となったリンクを除去する．ただし初期構成の 1 次元鎖に含まれるリンクは除去しない．

リンクの付加

現在パケットがあるノードと 2 ホップ前にパケットがあったノード間にリンクがなければ新たにショートカットを構築する．

Step 4 繰り返し

Step 1 から Step 3 を $t = 10000$ になるまで繰り返し行う．

Ikeda モデルで生成されたネットワーク（図 2.7 左図を参照）はリンクの重み減少確率 p_d が大きい場合、ショートカットが新しく張られても、すぐに淘汰されてしまうため、初期構成の 1 次元鎖に近い構造のままである。逆に p_d が小さい場合は新しく張られたショートカットが淘汰されにくいため、ほとんど全てのノード同士が互いに結合している準完全グラフになる。またパケット数を増加させた場合にも準完全グラフが生成される。

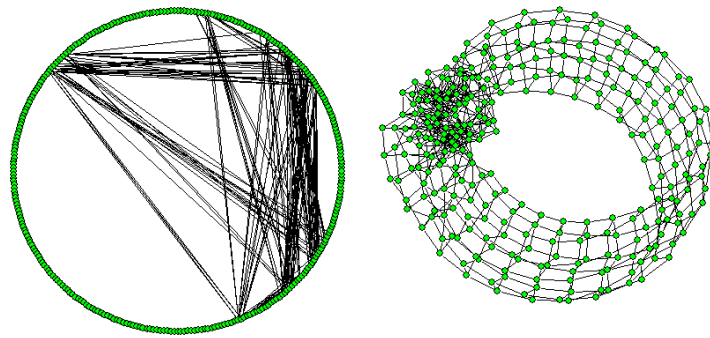


図 2.7 初期構成が 1 次元鎖の場合（左）と境界無で 2 次元の四角格子の場合（右）

一方で、初期構成を 1 次元鎖から境界無で 2 次元の三角格子や 2 次元の四角格子に変えてリワイヤリングを行った場合（図 2.7 右図を参照）も 1 次元格子の時と同様に、 p_d の値が大きい場合は初期構成に近いままであり、 p_d が小さい場合は次数分布 $P(k)$ がべき乗則に従う SF 構造になる。

第3章

従来モデルの問題点と解決策

本章では、2章で紹介した3つのモデルの問題点と改善策を以下のように述べる。

- 3.1 ルーティングに関する問題点と改善策
- 3.2 リンク付加方法に関する問題点と改善策
- 3.3 初期構成に関する問題点と改善策
- 3.4 パケット発生方法に関する問題点と改善策

問題点に対するアプローチとして、次世代アドホックネットワークでの利用を想定して「局所情報¹のみを利用するルーティング」、「アクセス頻度が高いパスの優先的な強化」、「位置情報を利用して構築される初期構成」を提案する。また現実に近いネットワークトラフィックを想定して、人口分布に応じてパケット送受信要求を発生させる方法を用いる。そして3.5でこれらの改善策を取り入れたネットワーク生成手法を提案する。

¹ 局所情報とは、現在パケットがあるノードの座標値、現在パケットがあるノードと隣接関係があるノードの座標値、パケットの宛先ノードの座標値のことである。

3.1 ルーティングに関する問題点と改善策

Kim と Noh のモデルや Ikeda のモデルでは各パケットは独立にランダムウォークするが, 現実の通信網で送受信されているパケットはランダムに転送されているわけではない. 宛先により早く確実に到達できる経路を選択して転送している.

そこで, 本研究ではパケットはランダムウォークではなく, センサネットワークやアドホックネットワークのルーティング法[13,21]として注目されている, 宛先ノードの座標値を考慮したルーティングを提案する.

移動体通信や広域無線等を含めた近未来の通信網はノード数の増減, ノード自体の移動等の理由により頻繁にリワイヤリングが起こるかもしれない. そのようなネットワークでは, 現在のインターネットのように予め用意しておいたルーティング表を用いたパスの管理は不向きであると考えられている[8,13,21]. なぜなら, パケットを素早くかつ正確に宛先ノードへ届けるために, ルーティング表は常に新しい情報に更新されなければならないためである. 頻繁にリワイヤリングが起こるネットワークでは, リワイヤリングが起こる度にルーティング表の更新が必要になる. 例えば図 3.1 のようにノード間を繋ぐリンクが 1 本減少しただけでも, 最小ホップ数で宛先ノードに届けるために経由するノードが変わってしまう. このようにルーティング表を更新することは帯域幅を大きく潰してしまう問題を発生させる[13,21].

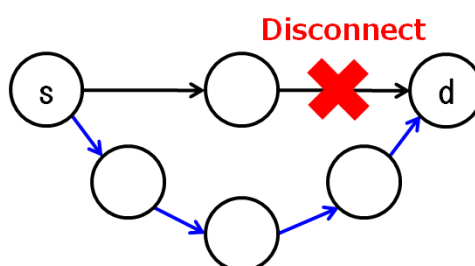


図 3.1 s から d への最小ホップ経路の変化

予め用意しておいたルーティング表を使って経路決定する方式を「テーブル駆動型アプローチ」[13,21]と呼ばれているのに対して、パケット送受信要求の発生に応じて経路を探索する方式を「オンデマンド型アプローチ」[13,21]と呼ぶ。オンデマンド型アプローチには以下の2種がある。

1. フラッディングにより経路探索を行う方式
2. 局所的な位置情報を利用して経路探索を逐次行う方式

パケットをブロードキャストするフラッディングにより経路探索を行う代表的な方式に DSR (Dynamic Source Routing) [13,21]がある。DSR は RREQ (Route REQuest) と呼ばれるパケットを隣接ノードにフラッディングすることで宛先ノードへの最短パスを探索する。DSR は宛先ノードへの経路が存在すれば必ず見つけることができるメリットがあるが、フラッディングによりネットワーク全体のトラフィックが増加するデメリットもある[13,21]。

一方、局所的な位置情報を利用して経路探索を行う代表的な方式として、宛先ノードとの距離を考慮して経路探索を行う Greedy ルーティング[8,13,22]と宛先ノードと隣接ノードとの角度を考慮して経路探索を行う Compass ルーティング[8,13,22]が挙げられる。これらの座標値は GPS 等の位置情報習得デバイスを利用することで取得が可能であると仮定する。Greedy ルーティングと Compass ルーティングは DSR と違い、フラッディングによる経路探索を行わず、隣接ノードにユニキャストを繰り返す方式であるため、DSR と比較してネットワーク全体のトラフィックが少ないメリットがある。

以下に Greedy ルーティングと Compass ルーティングの処理の手順を示す（図 3.2 参照）。パケットの送信元を s ，現在パケットがあるノードを u ，宛先ノードを d ，隣接ノードを v とする。

Greedy ルーティングの経路選択

Step 1 u の隣接ノード集合に d があるかどうかの判定

u の隣接ノード集合に d が含まれている場合， d に転送して終了。

Step2 u の隣接ノード集合に d がない場合

d とのユークリッド距離が最小になる隣接ノード v を探索しパケットを転送する。その際，現ノードよりも最短距離になるような隣接ノードが存在しない場合は行き止まりとなる。

Compass ルーティングの経路選択

Step 1 u の隣接ノード集合に d があるかどうかの判定

u の隣接ノード集合に d が含まれている場合， d に転送して終了。

Step2 u の隣接ノード集合に d がない場合

$\angle vud$ ($0 \leq \theta \leq \pi$) が最小になる隣接ノード v を探索しパケットを転送する。その際， $\angle vud < \pi/2$ の条件に合う隣接ノード v が存在しない場合，行き止まりとなる。

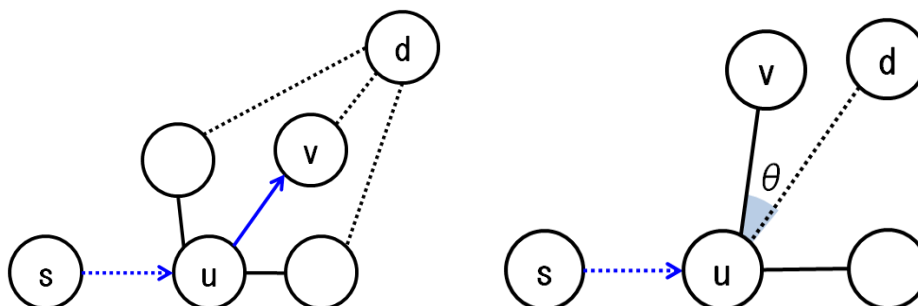


図 3.2 Greedy ルーティング（左）と Compass ルーティング（右）の経路選択

DSR はフラッディングによる経路探索を行うため、宛先ノードへの経路が存在すれば必ず見つけることができるが、Greedy ルーティングと Compass ルーティングは宛先ノードへの経路が存在していたとしても、途中でデッドエンドになる可能性もあるため(特にリンクの交差がある場合)、パケット到達は保障されないデメリットがある。

そこで、本研究では到達率向上のために Greedy ルーティングと Compass ルーティングにおいて、カレントノードを考慮してデッドエンドになる以下の条件を外すことで到達率の向上を図る。

• Greedy ルーティングの場合

u よりも最短距離になるような隣接ノード v が存在しない場合、行き止まりとする。

• Compass ルーティングの場合

$\angle vud < \pi/2$ の条件に合う隣接ノード v が存在しない場合、行き止まりとする。

しかし、上記の条件を考慮しないようにしただけでは 2 ノード間や多角形のループが発生してしまう問題が新たに発生する。そこで、パケットが一度通過したノードは再度通過できない Self-Avoiding²を導入する。Self-Avoiding は格子上でのランダムウォークに用いられることが多く、数学、生物学及び物理学などの分野で注目されている。

なお、Self-Avoiding ルールを導入するためにはパケットは送信元から経由してきたノードの情報を記録しておかなければならない。よって、本研究で各パケットは図 3.3 のようなデータ構造を持つものとする。

パケット ID	送信ノード ID	宛先ノード ID	経由ノード 1 ID	経由ノード 2 ID	...
---------	----------	----------	------------	------------	-----

図 3.3 パケットのデータ構造

² William Y.C. Chen, Richard P. Stanley, “Self-Avoiding Walks”, 2008.
(<http://www.billchen.org/unpublished/Index.html>)

以下に本研究で提案する Greedy ルーティング+Self-Avoiding と Compass ルーティング+Self-Avoiding の経路選択の手順を示す. 各ルーティングの下線部は Self-Avoiding により選択する隣接ノードを制限の部分である.

Greedy ルーティング+Self-Avoiding の経路選択

Step 1 u の隣接ノード集合に d があるかどうかの判定

u の隣接ノード集合に d が含まれている場合, d に転送して終了.

Step2 u の隣接ノード集合に d がない場合

まだ一度も通過したことがなく, d とのユークリッド距離が最小になる隣接ノード v を探索しパケットを転送する.

Compass ルーティング+Self-Avoiding の経路選択

Step 1 u の隣接ノード集合に d があるかどうかの判定

u の隣接ノード集合に d が含まれている場合, d に転送して終了.

Step2 u の隣接ノード集合に d がない場合

まだ一度も通過したことがなく, $\theta = \angle vud$ ($0 \leq \theta \leq \pi$) が最小になる隣接ノード v を探索しパケットを転送する.

3.2 リンク付加方法に関する問題点と改善策

2.3 で紹介したように, Ikeda のモデルはリンクの重み w_e の減少確率 p_d が限りなく小さい場合, もしくは初期ネットワークサイズ N_0 に対してパケット数が多い場合, 準完全グラフが構築される. しかし, ネットワークの構築及び管理コストを考えた場合, 多額のコストが必要になる長距離リンクはできるだけ少なくすることが望ましく, 短距離リンクを多用することが効果的であると考えられる. また現実社会のネットワークも, リンク長の分布はべき乗や指数に従う Waxman 則[23]があることから, 必然的に多くの長距離リンクを持つことになる準完全グラフは避けるべきである.

そこで本研究では Ikeda のモデルのような準完全グラフの構築を避けるために, 新たに付加するショートカット数を時刻 t の時点で生き残っているリンク数 M_t の 30% までという制限を設けた上で, 以下に述べる 2 つのショートカット付加方法を提案する.

- ・ パスを強化するようにショートカットを付加する方法 (Path Reinforcement : **PR**)
- ・ 任意の 2 ノード間にショートカットを付加する方法 (Random Shortcut : **RS**)

パスを強化するようにショートカットを付加する方法 (Path Reinforcement : PR)

この方法は Ikeda のモデルで用いられた 2 ホップ毎にショートカットを付加することを繰り返し行い、多くのショートカットを張ることで離れたノード間を繋ぐという方法を改良し、少ないショートカット数でも離れたノード間を繋げるようにしたモデルである。具体的な改良点は、ショートカットを張る際の 2 ホップという制限をなくした点である。

実際のショートカットを張る手順は以下の通りである。まず、全ての packets から任意の packets を 1 つ選択する。そして、図 3.4 のように送信元ノード s から現在 packets があるノード t まで経由したノード集合の中から t と隣接関係がないノードをランダムに 1 つ選択してショートカットを新たに張る。

このショートカット付加方法により、packets の通過頻度が高いパスの離れたノード間を少ない長距離リンクで集中的に強化することができる。ただし、一度ショートカットを張るために選択された packets からは再度ショートカットを張ることはできないものとする。これは、同じ packets が複数回選択されることにより、ショートカットが集中的に張られるハブが生まれないようにするためである。

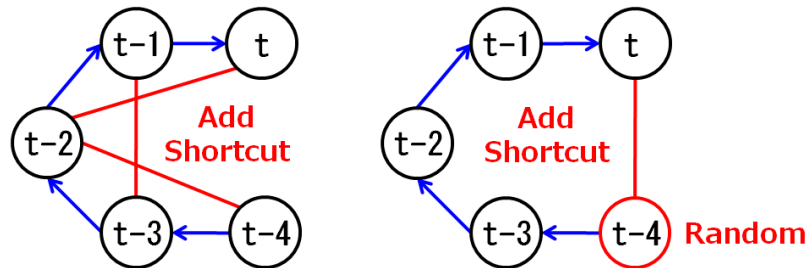


図 3.4 Ikeda のモデル (左) と 2 ホップ毎の制限をなくした提案方法 (右)

任意の 2 ノード間にショートカットを付加する方法 (Random Shortcut : RS)

この方法はパスを強化するようにショートカットを付加する方法 (PR) と違い、パケットを利用してショートカットを張るためのノード選択に優先度を付けず、図 3.5 のように 任意の 2 ノード間にショートカットを付加する方法である。PR はパケットが通過した部分のみ強化する方法だが、この方法は満遍なくショートカットを付加することで、ネットワーク全体を広く浅く強化する方法である。

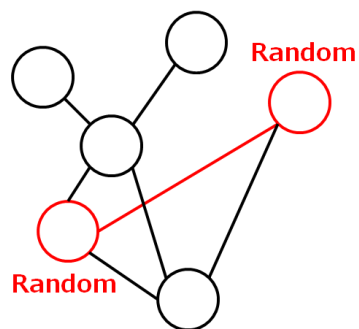


図 3.5 任意の 2 ノード間にショートカットを付加する方法

3.3 初期構成に関する問題点と改善策

Kim と Noh のモデルや Ikeda のモデルでは初期構成はランダムグラフや 1 次元鎖といった単純なものである。しかし、次世代のアドホックネットワークをはじめとした広域な無線ネットワークでは 1 次元鎖のような単純なノード配置になるとは考えにくい。また、ランダムグラフはノード間の距離を考慮しないため、ノード配置が一樣ランダムな場合は長距離リンクも必然的に多くなる。

そこで、コンピュータサイエンスの分野[24]で注目されている位置情報を利用したガブリエルグラフ (Gabriel Graph) [13,24]を初期構成として提案する。ガブリエルグラフはユークリッド距離で近いノード同士が隣接関係を構築しやすい近接グラフであり、また無線通信で電波干渉が起こりやすいリンク交差がない平面グラフである。

ガブリエルグラフはアドホックネットワークのようなノード同士が協調してネットワークを構築するシステムでの利用が考えられている。また、東京都都市圏の公共交通網が整備されている隣接都市間ネットワークのリンク長の分布は、同様のノードの配置で構築したガブリエルグラフ及びガブリエルグラフの部分グラフである相対近傍グラフ (Relative Neighborhood Graph : RNG) のリンク長分布に近いという性質もある³。以下にガブリエルグラフの構築アルゴリズムを示す。

ガブリエルグラフの構築アルゴリズム (ただし $disk(i,j)$ はノード i,j を直径とした円)

if ($disk(i,j)$ の中に i, j 以外のノード k が存在しない)

then ノード i,j 間にリンクを構築する

else

then ノード i,j 間にリンクを構築しない

³ 渡部 大輔, 鈴木 勉, 腰塚 武, “近接グラフの辺長分布”, 日本オペレーションズ・リサーチ学会春季研究会資料, 2004.

(http://www.risk.tsukuba.ac.jp/~tsutomu/public_html/orsj04s-watanabe.pdf)

3.4 パケット発生方法に関する問題点と改善策

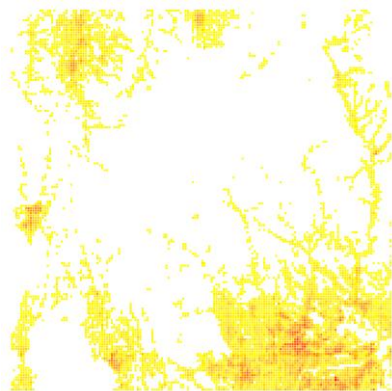
Kim と Noh のモデルや Ikeda のモデルは初期状態で生成したパケットはランダムウォークを繰り返し行うだけで新たなパケットの生成や除去はない。しかし、現実の通信網ではノード配置の空間分布とノード毎のパケット送受信要求確率は平等ではなく、人口分布による偏りがあると考えられる（図 1.1 参照）。

そこで、本研究では各ノードに割り当てられた人口数に応じて、パケットの送受信要求発生確率を決める方法を用いる。具体的には（財）統計情報研究開発センター⁴が提供している、岐阜ー滋賀、金沢ー福井、京阪、名古屋の 4 エリアの地域メッシュを利用する。地域メッシュは一辺の長さが 80km の正方形に分割された各地域（第 1 次地域区画）を均等に $8^2 = 64$ 個の小さな正方形に分割する（第 2 次地域区画）。分割された正方形を 10^2 個に分割し（第 3 次地域区画）、さらに 4 分割することでできた（2 分の 1 地域メッシュ） $8^2 \times 10^2 \times 4 = 25600$ 個の各ブロック内に存在する人口数を表したデータである。

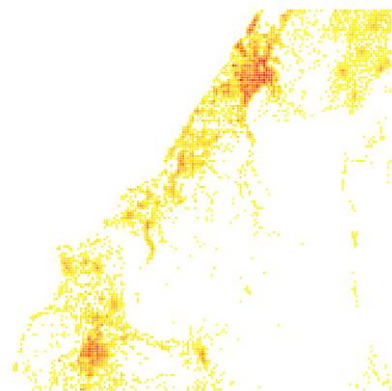
地域メッシュから得られた人口分布の具体的な利用方法は、各ブロックを最近接アクセス点となるノードに割り当て、対象ノードにブロック内の人口数を加算する、という処理を全てのブロックに対して行うことにより各ノードに人口数を割り当てる。なお、各ブロックとノード間の距離はノード及びブロック中心間のユークリッド距離であり、最近接アクセス点となるノードが複数存在した場合は、ユークリッド距離が同値のノード集合の中からランダムに 1 つ選択して割り当てる。

以下に地域メッシュの可視化図を図 3.6 に、各ブロックに割り当てられた人口数の累積分布と $N=1000$ のガブリエルグラフを構築した場合に各ノードに割り当てられた人口数の累積分布を図 3.7 に示す。なお、各ブロックの色は人口数が高い順に応じて赤色→黄色→白色と変化する。図 3.7 から各ブロックに割り当てられた人口数の累積分布及びガブリエルグラフの各ノードに割り当てられた人口数の累積分布は指数に従って減衰することがわかる。

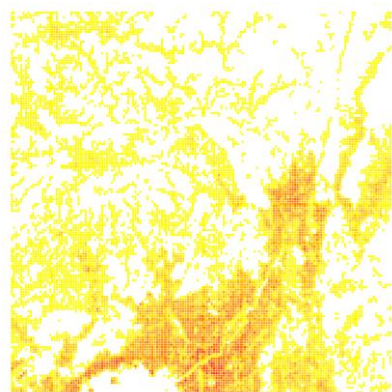
⁴ （財）統計情報研究開発センター（<http://www.sinfonica.or.jp/index.html>）



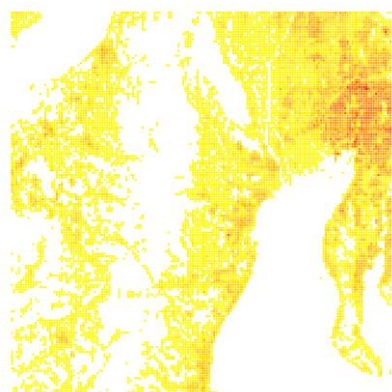
岐阜－滋賀エリア



金沢－福井エリア



京阪エリア



名古屋エリア

図 3.6 地域メッシュの可視化

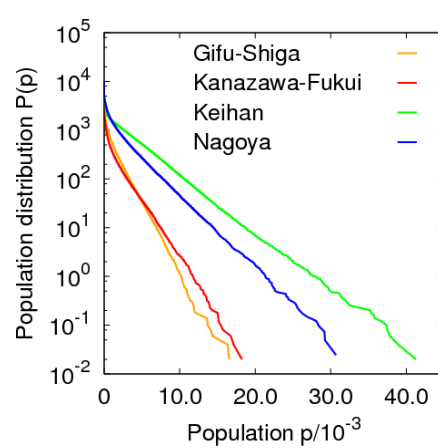
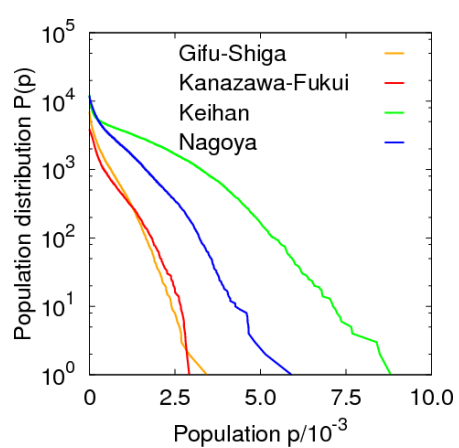


図 3.7 各ブロックに割り当てられた人口数の累積分布（左）

ガブリエルグラフの各ノードに割り当てられた人口数の累積分布（右）

3.5 提案手法

本節では、3.1 から 3.4 で提案した改善策を取り入れた手法を用いたネットワーク生成手順を示す。なお、各ノードの packets 送受信要求の発生確率の割り当て方は以下の 6 通りである。FS と EXP は地域メッシュを利用した場合と比較して、packets 送受信要求の発生確率が高いノードの配置が一様ランダムであることが特徴である。

FS

粘菌モデルの FS (Food Source) をモデルにした packets 送受信要求の発生確率の割り当て方である。packets 送受信要求の発生確率の割り当て方に地域メッシュを利用した場合に生成されたネットワークと構造的な特徴、通信効率、頑健性を比較する。

packets 送受信要求の発生確率が高い FS となるノード (発生確率 p_1) と低い FS 以外のノード (発生確率 p_2) の 2 種類のみ使用する。FS となるノードは初期構成のノード集合 N_0 からランダムに 10% 分選択し packets 発生及び宛先になる確率に p_1 を割り当てる。残りのノードには packets 発生確率に p_2 を割り当てる。なお $p_1 : p_2 = 1000 : 1$ である。

EXP

packets 送受信要求の発生確率を指数的に減衰するように割り当てる方法である。各ノードに割り当てられた人口数の累積分布は図 3.7 のように指数的に減衰することがわかる。この指数的に減衰するという性質のみを利用して各ノードに packets 発生確率を割り当てることで、地域メッシュを利用した packets 送受信要求の発生確率を持つノードが一様ランダムに配置されていることに相当する。

岐阜－滋賀エリアの地域メッシュを利用

3.4 で紹介した岐阜－滋賀エリアの地域メッシュを利用して、各ブロックのユークリッド距離による最近接アクセス点となるノードにそのブロックを割り当てる。そしてブロック内の人口数をノードに加算する処理を全ブロック分繰り返し行う。そして最終的に各ノードに割り当てられた人口数に応じたパケット送受信要求の発生確率を設定する方法である。なお、リンクの淘汰により孤立してネットワークから除去されてしまったノードに割り当てられている人口については対象のブロックから最近接アクセス点となるノードを再探索することにより人口の再割り当てを行う。

金沢－福井エリアの地域メッシュを利用

金沢－福井エリアの地域メッシュを利用する点以外は岐阜－滋賀エリアの場合と同様の方法でパケット送受信要求の発生確率を設定する方法である。

京阪エリアの地域メッシュを利用

京阪エリアの地域メッシュを利用する点以外は岐阜－滋賀エリアの場合と同様の方法でパケット送受信要求の発生確率を設定する方法である。

名古屋エリアの地域メッシュを利用

名古屋エリアの地域メッシュを利用する点以外は岐阜－滋賀エリアの場合と同様の方法でパケット送受信要求の発生確率を設定する方法である。

提案モデルにおけるネットワーク生成手順

Step 0 コンフィグレーション

- ・ ネットワークサイズ N_0 のガブリエルグラフを構築する.
- ・ 各ノードにパケット送受信要求の発生確率を割り当てる⁵.

Step 1 パケット発生及び転送

- ・ パケット送受信要求確率に従ってパケットを発生させる. その際, 宛先になるノードもパケット送受信要求確率に応じて選択される.
- ・ パケットは独立して動作し, 宛先ノードに向かって毎時刻 1 ホップずつ転送する⁶.

Step 2 リンクの重み w_e の更新

w_e の増加

パケット転送に使用されたリンクの重み w_e に 1 を加算する.

w_e の減少

各リンクの重み $w_e > 0$ の場合, 確率 p_d で w_e から 1 を減算する.

Step 3 リンクの淘汰

リンクの重みが $w_e = 0$ となったリンクを除去する.

Step 4 繰り返し処理

Step 1 から Step 3 までをリンクの淘汰が 1 本も行われなくなるまで繰り返し行う.

⁵ FS, EXP, 各エリアの地域メッシュを使うという 6 種類から 1 つ選択する.

⁶ 3.1 で提案した Greedy ルーティング+Self-Avoiding もしくは Compass ルーティング+Self-Avoiding の 2 種類から 1 つ選択する.

Step 5 ショートカットの付加

生き残ったネットワークに対してショートカットの付加を行う。ただし、パスを強化するようにショートカットを付加する方法の場合は **Step 1** のパケット発生及び転送を継続して行う。

第4章

ネットワーク特性の分析

本章では、3章で提案した手法により生成されたネットワークの特性を調べるために各指標を求める実験の概要及び結果について述べる。ここで言う特性とは構造特性、通信効率、頑健性のことであり、各指標はコンピュータシミュレーションにより求める。

4.1 実験の概要

当研究室で Java 言語により共同開発中のネットワーク分析ツール `Net_Analysis` を用いてネットワークの構築及び各指標の計算を行う。その結果から、提案手法により生成したネットワークの構造特性、通信効率、頑健性を調べることが実験の目的である。また各特性の詳細は 4.4 以降に述べる。

ノードの packets 送受信要求確率の割り当て方、3章で提案した局所情報を利用した packets ルーティングの違い、同じく 3章で提案したショートカットの付加方法の違いにより生成されたネットワークについて比較する。

4.2 実験の流れ

実験全体の流れを以下に示す.

リワイヤリング実験の流れ

Step 1. 初期ネットワークを構築

Step 2. 各ノードにパケット送受信要求の発生確率を割り当てる

Step 3. パケット転送及びリンクの淘汰

Step 4-1. 相対近傍グラフを構築

Step 4-2. ショートカットを付加

Step 5. ネットワーク分析

Step 1 で初期構成となるネットワークサイズ N_0 のガブリエルグラフ (GG) を構築する. Step 1 で構築されたネットワークの各ノードに, Step 2 でパケット送受信要求の発生確率を割り当てる. 割り当て方は 3.5 で紹介した 6 種類のうちの 1 つを利用する. Step 2 で割り当てられたパケット送受信要求の発生確率に従って, Step 3 で毎時刻パケットを発生させる. また, 発生したパケットは毎時刻 宛先ノードに向かって繰り返し 1 ホップずつ転送する. 毎時刻にリンクの重み減少確率 p_d で各リンクの重み w_e は減少していき $w_e=0$ となったそのリンクは淘汰される. Step 3 の流れをパケットの流量とリンクの重みの減少のバランスがとれてリンク淘汰が 1 本も行われなくなるまで繰り返し行う. リンク淘汰が 1 本も行われなくなったネットワークの状態を **LS** (Link Survival) とする.

Step 4-1 で LS と一致したノード数と配置でリンクのみを張り換えた, 相対近傍グラフ **RNG** (Relative Neighborhood Graph[24]) も比較のため考える. 相対近傍グラフはガブリエルグラフの部分グラフであり (図 4.1 参照), ノード i, j 間を結ぶ直線 r を半径として, i と j を中心とした 2 つの円の重複部分に i と j 以外のノードがない場合に i, j 間にリンクを張ることで構築されるネットワークである.

相対近傍グラフの構築アルゴリズムを以下に示す.

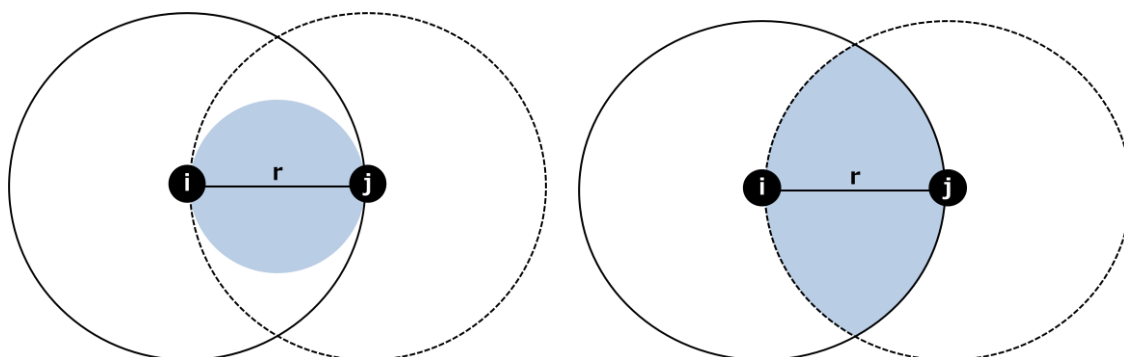


図 4.1 ガブリエルグラフ (左) と相対近傍グラフ (右) の比較

相対近傍グラフの構築アルゴリズム (ただし $d(i,j)$ はノード $i-j$ 間のユークリッド距離)

if ($d(i,k) < d(i,j)$ かつ $d(j,k) < d(i,j)$ となるノード k が存在しない)

then ノード $i-j$ 間にリンクを構築する

else

then ノード $i-j$ 間にリンクを構築しない

Step 4-2 で LS に生き残ったリンク数の 30%分のショートカットを付加したネットワークを構築する. ショートカットの付加方法は 3.2 で提案した 2 種類である. それぞれの方法で LS にショートカットを付加し, パスを強化するようにショートカットを付加したネットワークを **PR**, 任意の 2 ノード間にショートカットを付加したネットワークを **RS** と呼ぶ. 構築された LS, PR, RS, RNG の 4 つのネットワークに関する構造特性, 通信効率, 頑健性の分析を Step 5 にて行う. なお, 分析に用いる具体的な指標とその詳細は 4.4 以降で述べる.

4.3 実験の設定

実験を行う際の具体的な設定及び数値を以下の表 4.1 に示す. リンク淘汰が 1 本も行われなくなり, パケット通過量とリンクの重み w_e の減少量が一定になる時刻は初期ネットワークサイズ N_0 に応じて増加する. 具体的には $N_0=10000$ の時に平均して 5000 ステップ必要になる. しかしノード配置及びパケット発生には乱数を用いるため, ごく稀に 5000 ステップで終了しないケースも存在する. そこで 2 倍の 10000 ステップ分淘汰を行うことによりリンクの淘汰が 1 本も起こらないようにしている.

また, 毎時刻発生するパケット数を一定に保つため, 毎時刻のパケット発生数がネットワーク全体で $5.0 \times N_t / 1000$ になるように各ノードのパケット送受信要求の発生確率に定数を掛けることで補正を行う. なお, 4.4 以降で述べる結果は全て 50 平均 (初期構成のガブリエルグラフが 50 個分) の結果とする.

表 4.1 実験設定

初期構成	ガブリエルグラフ
ノード配置	ランダム
フィールドサイズ	1.0×1.0 (N_0 に関係なく固定)
初期ネットワークサイズ N_0	100, 200, 500, 1000, 2000, 5000, 10000
パケット転送方式	Greedy ルーティング + Self-Avoiding Compass ルーティング + Self-Avoiding
パケット送受信要求の発生確率 の割り当て方	岐阜－滋賀エリアの人口分布 金沢－福井エリアの人口分布 名古屋エリアの人口分布 京阪エリアの人口分布 FS, EXP
ショートカットを付加する割合	淘汰により生き残ったリンク数の 30%分
リンク淘汰を行うステップ数	10000
リンクの重み初期値	5.0
リンクの重み減少確率 p_d	0.01
毎時刻のパケット発生数	$5.0 \times N_t / 10^3$
ショートカットの付加方法	パスを強化するようにショートカットを付加 (PR) 任意の 2 ノード間にショートカットを付加 (RS)

4.4 構造特性

本節では，3 章で提案した手法により生成されたネットワークの構造をいくつかの指標により調べる．後に述べる通信効率と頑健性はネットワーク構造と密接に関わっているため，ネットワーク構造を調べておくことは重要である．なお，可視化以外の指標は「空間を考慮しない指標」と「空間を考慮した指標」に分けられる．空間を考慮しない指標はノード同士の隣接関係のみに着目した指標であり，空間を考慮した指標はノードの位置情報を考慮に入れたリンク長に関する指標である．空間を考慮した指標はネットワークの構築及び管理コストについて考察する上で重要な指標の 1 つになる．構造を分析するための具体的な指標を以下に示す．

4.4.1 可視化

空間を考慮しない指標

4.4.2 生き残ったノード数 N_t

4.4.3 生き残ったリンク数 M_t

4.4.4 平均次数 $\langle k \rangle$

4.4.5 次数分布 $P(k)$

空間を考慮した指標

4.4.6 平均リンク長 $\langle l_{ij} \rangle$

4.4.7 リンク長分布 $P(l_{ij})$

4.4.8 総リンク長

4.4.1 可視化

可視化結果は初期ネットワークサイズ $N=1000$ の結果であり，パケット送受信要求の発生確率の割り当て方とパケットルーティングの違いによらず，図 4.2 のガブリエルグラフが初期構成である．各図のノードの大きさはパケット送受信要求の発生確率に対応しており，細い黒線は初期構成のガブリエルグラフに含まれているリンク，太い黒線は後に付加されたショートカットである．

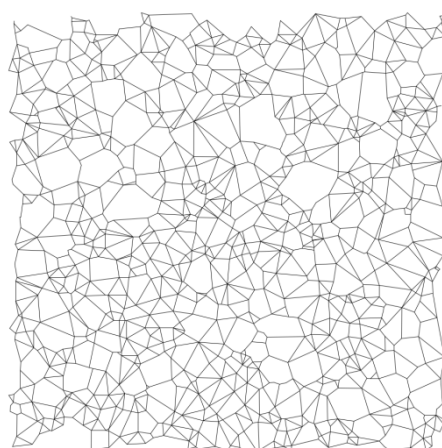


図 4.2 初期構成のガブリエルグラフ

まず，パケット発生及び宛先になる確率の割り当て方に **FS** と **EXP** を用いた場合，ルーティングの違いによる大きな差はなく，図 4.3, 4.4, 4.5, 4.6 の **LS** ネットワークに注目すると周辺部分は淘汰されているが中心部分はほぼ初期構成のまま残っている．これはパケット送受信要求発生確率が高いノードが空間的に分散しているためである．

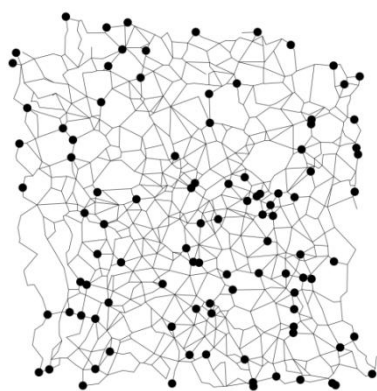
岐阜 - 滋賀エリアの人口分布に応じてパケット送受信要求の発生確率の割り当てた場合もルーティングの違いによる大きな差はない．図 4.7, 4.8 の **LS** ネットワークの右下にある岐阜市周辺の人口密度が高い領域（ブロックの色が赤に近い部分）及び左上の福井市周辺はほぼ初期構成のまま残っている．しかし，左下の琵琶湖周辺及び福井県と岐阜県の県境は山沿いであり人口密度が低いため初期構成のリンクは淘汰され，人口密度が高い福井市周辺と岐阜市周辺を繋ぐパスのみが生き残っている．

金沢－福井エリアの人口分布に応じてパケット送受信要求の発生確率の割り当てた場合もルーティングの違いによる大きな差はない．図 4.9, 4.10 の LS ネットワークの右上の金沢市周辺と左下の福井市周辺は人口密度が高いため初期構成のリンクは残っている．一方，左上の日本海の部分と右下の山沿いの人口密度は低いため，金沢市周辺と福井市周辺を繋ぐパス以外のリンクは淘汰されている．

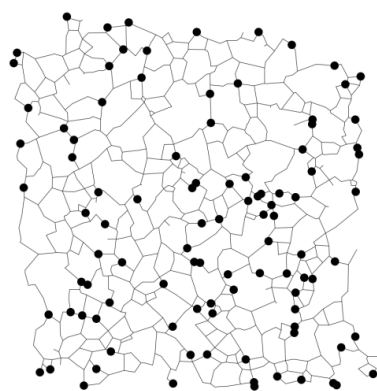
京阪エリアの人口分布に応じてパケット送受信要求の発生確率を割り当てた場合もルーティングの違いによる大きな差はない．図 4.11, 4.12 の LS ネットワークの真ん中下の人口密度が高い大阪市周辺から真ん中右の京都市周辺は初期構成のリンクが多くは残り，左上の山沿いのリンクはほぼ淘汰されている．

名古屋エリアの人口分布に応じてパケット送受信要求の発生確率の割り当てた場合もルーティングの違いによる大きな差はない．人口密度が高い名古屋市周辺は初期構成に含まれるリンクが多く残っている．

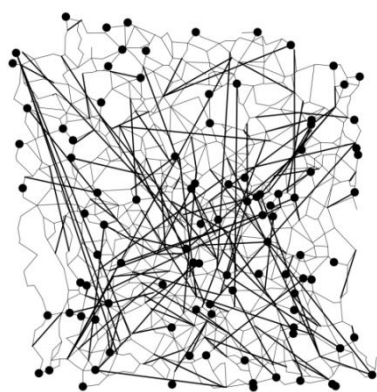
全体的な傾向として，パケット送受信要求の発生確率が高いノードが空間的に分散している場合は初期構成に含まれるリンクが多く生き残るという結果となった．



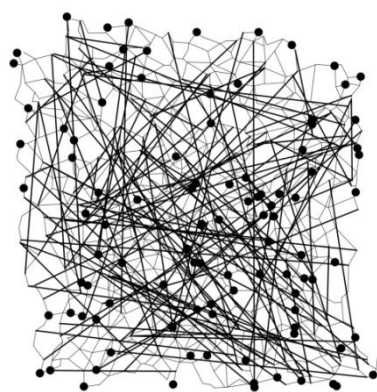
LS



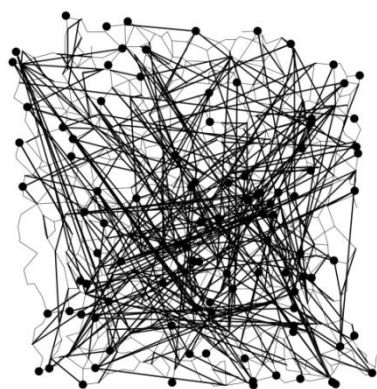
RNG



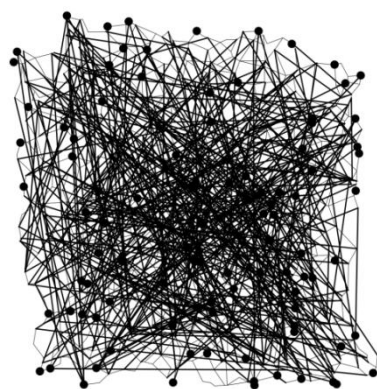
PR 10%



RS 10%



PR 30%

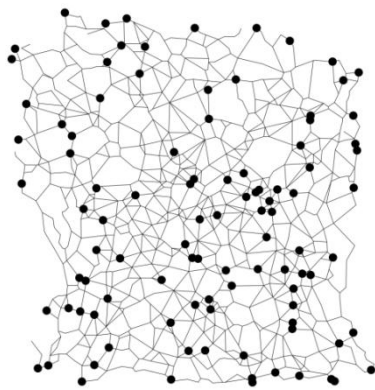


RS 30%

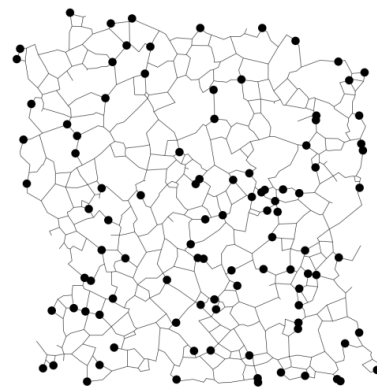
図 4.3 可視化図

パケット送受信要求の発生確率の割り当て方 : FS

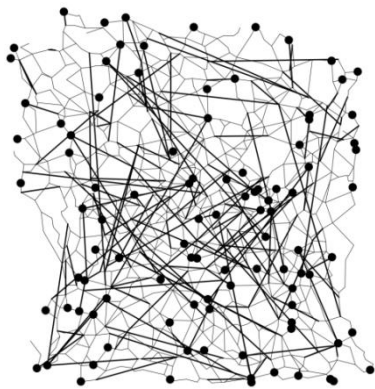
パケットルーティング : Greedy ルーティング+Self-Avoiding



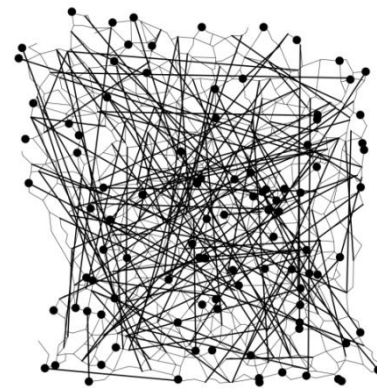
LS



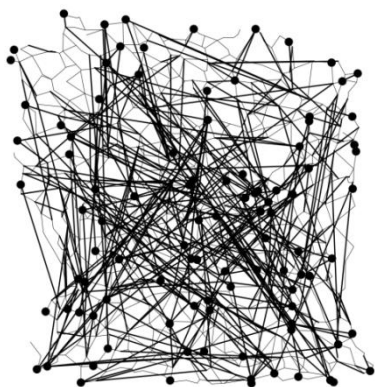
RNG



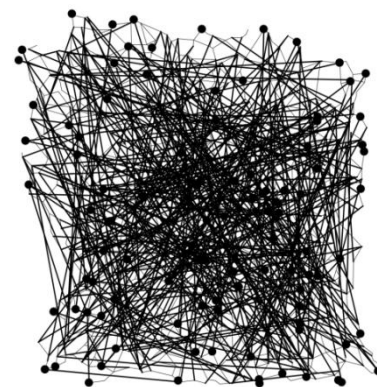
PR 10%



RS 10%



PR 30%

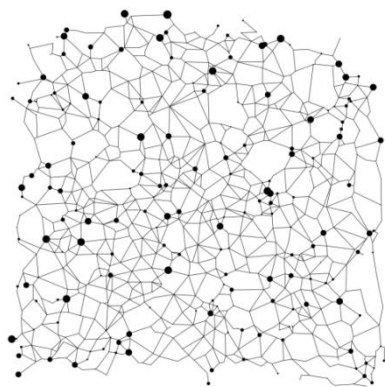


RS 30%

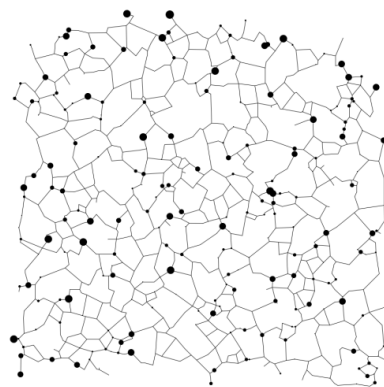
図 4.4 可視化図

パケット送受信要求の発生確率の割り当て方 : FS

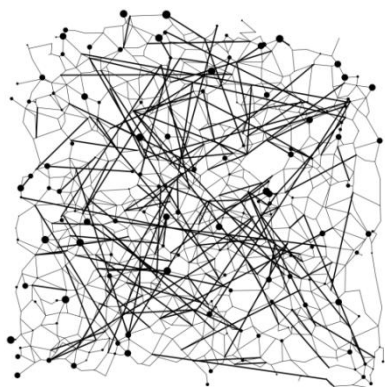
パケットルーティング : Compass ルーティング+Self-Avoiding



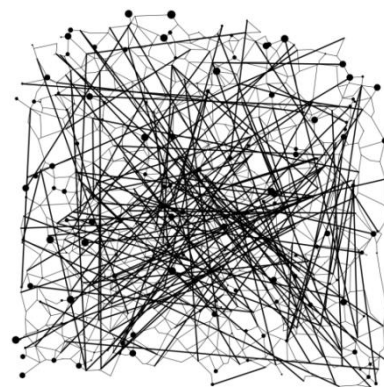
LS



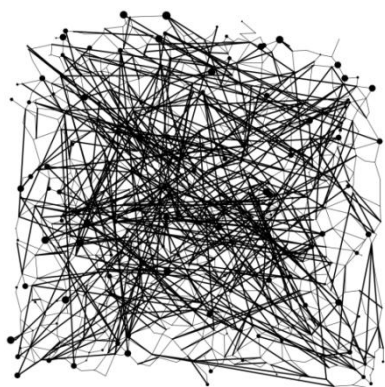
RNG



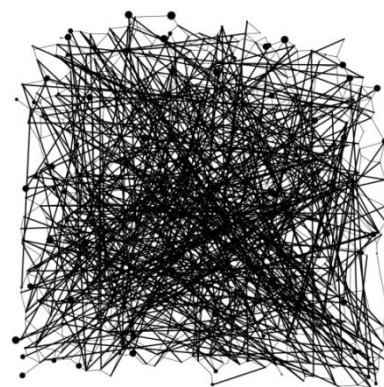
PR 10%



RS 10%



PR 30%

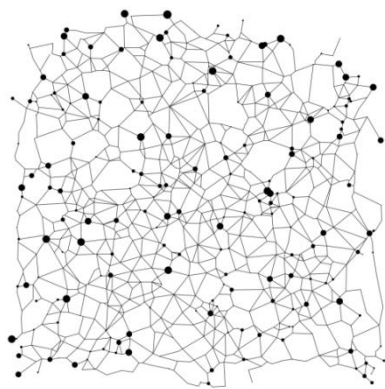


RS 30%

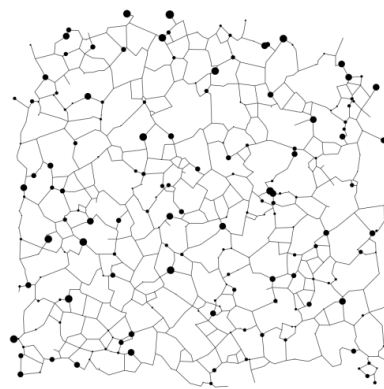
図 4.5 可視化図

パケット送受信要求の発生確率の割り当て方 : EXP

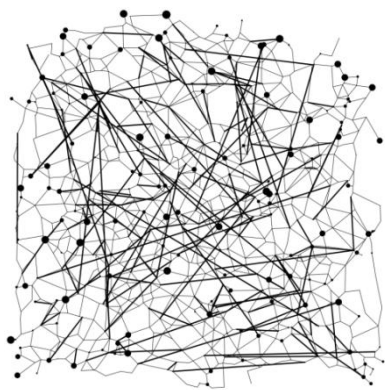
パケットルーティング : Greedy ルーティング+Self-Avoiding



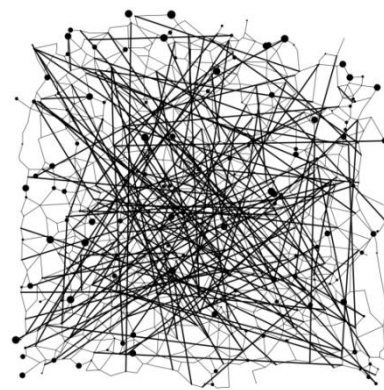
LS



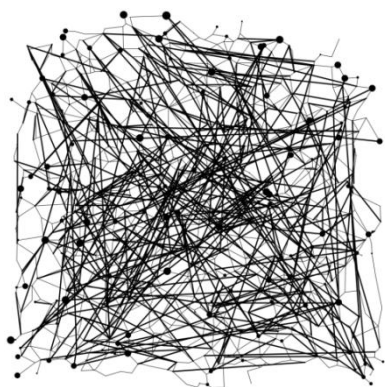
RNG



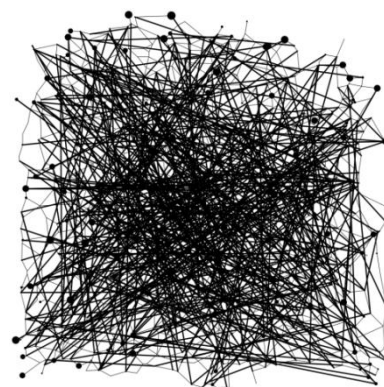
PR 10%



RS 10%



PR 30%

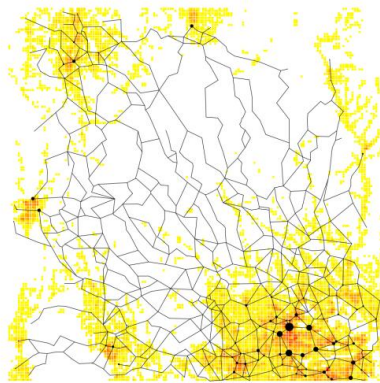


RS 30%

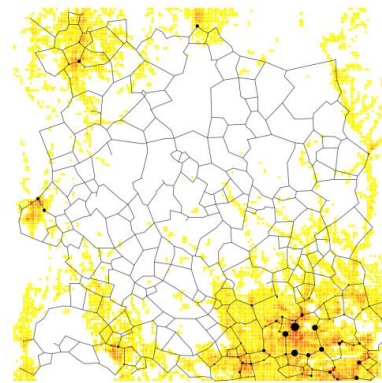
図 4.6 可視化図

パケット送受信要求の発生確率の割り当て方 : EXP

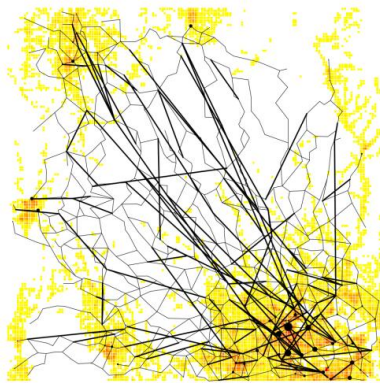
パケットルーティング : Compass ルーティング+Self-Avoiding



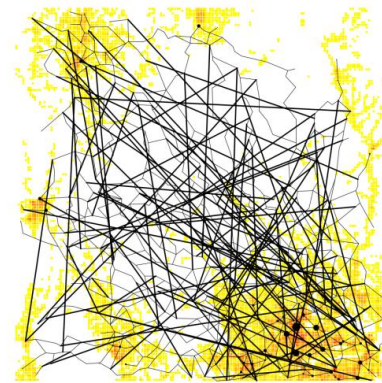
LS



RNG



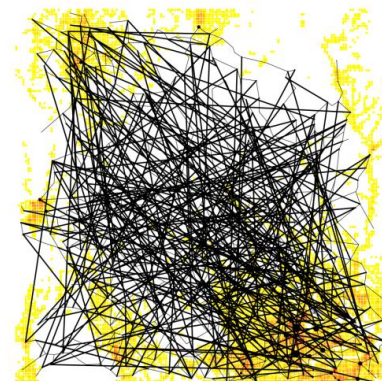
PR 10%



RS 10%



PR 30%

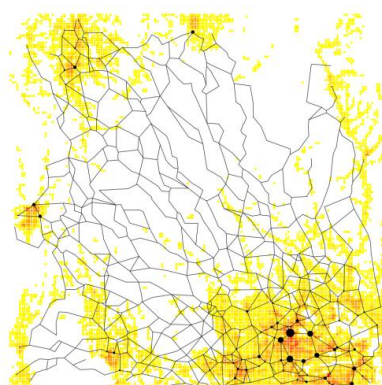


RS 30%

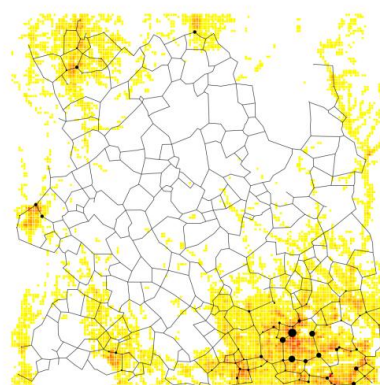
図 4.7 可視化図

パケット送受信要求の発生確率の割り当て方：岐阜－滋賀エリアの人口分布

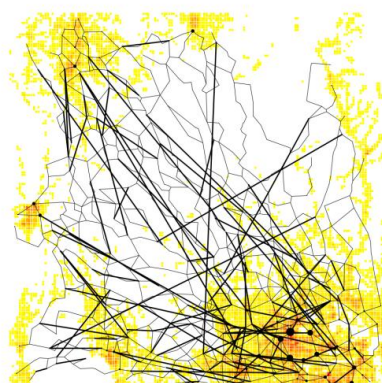
パケットルーティング：Greedy ルーティング+Self-Avoiding



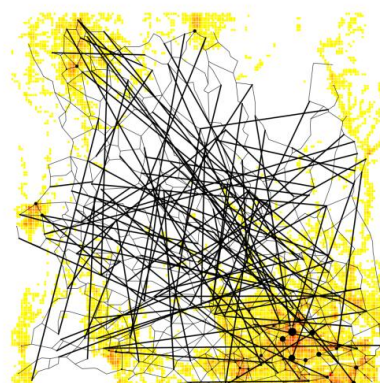
LS



RNG



PR 10%



RS 10%



PR 30%

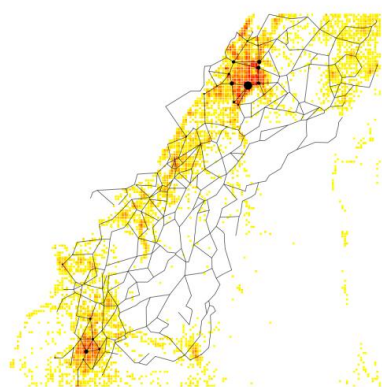


RS 30%

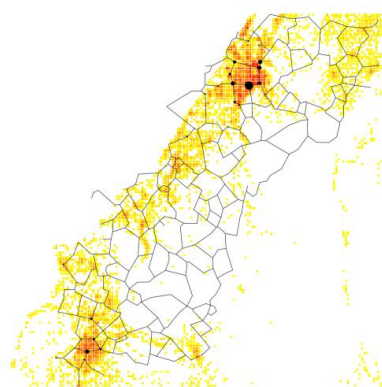
図 4.8 可視化図

パケット送受信要求の発生確率の割り当て方：岐阜ー滋賀エリアの人口分布

パケットルーティング：Compass ルーティング+Self-Avoiding



LS



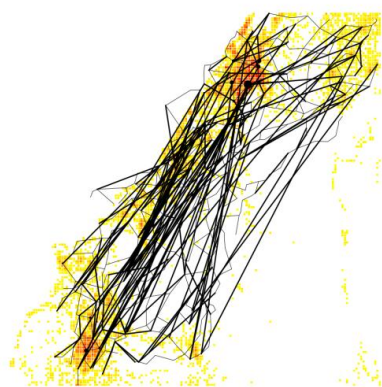
RNG



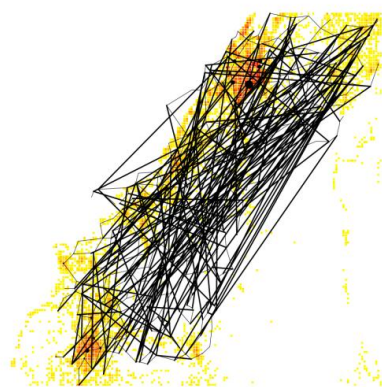
PR 10%



RS 10%



PR 30%

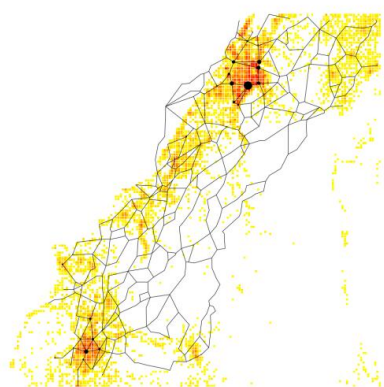


RS 30%

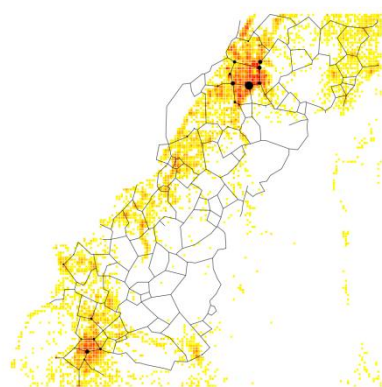
図 4.9 可視化図

パケット送受信要求の発生確率の割り当て方：金沢－福井エリアの人口分布

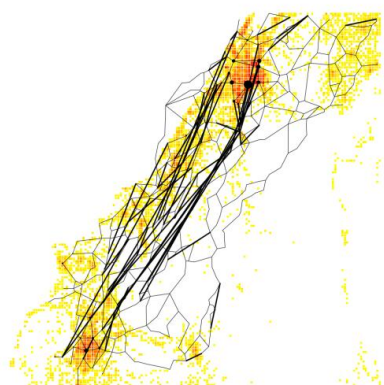
パケットルーティング：Greedy ルーティング+Self-Avoiding



LS



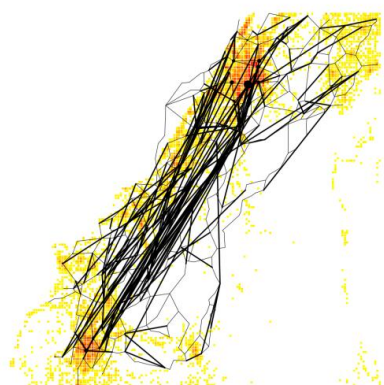
RNG



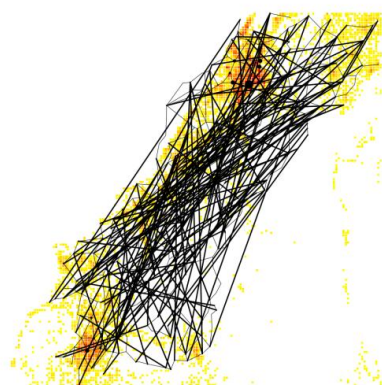
PR 10%



RS 10%



PR 30%

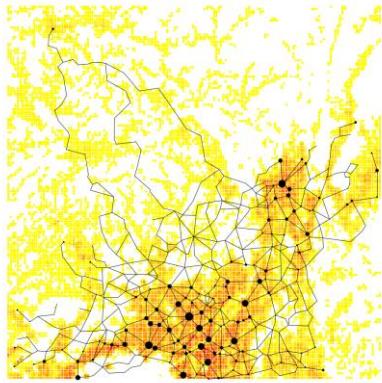


RS 30%

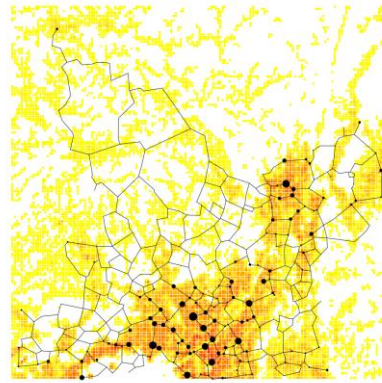
図 4.10 可視化図

パケット送受信要求の発生確率の割り当て方：金沢ー福井エリアの人口分布

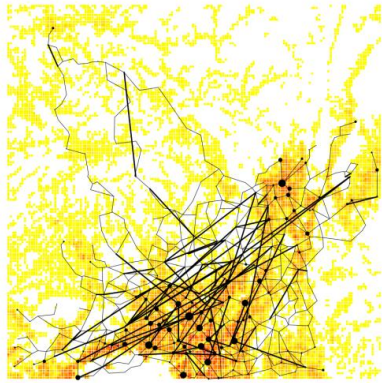
パケットルーティング：Compass ルーティング+Self-Avoiding



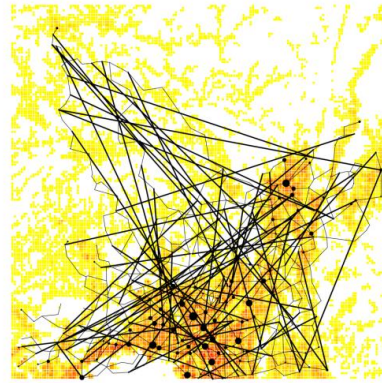
LS



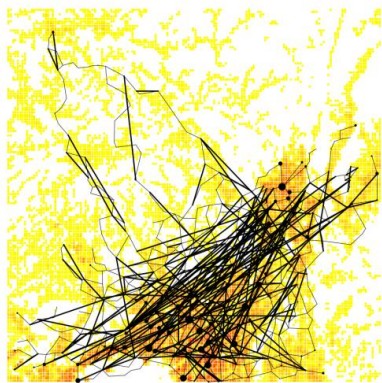
RNG



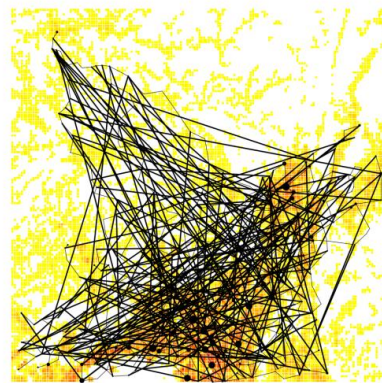
PR 10%



RS 10%



PR 30%

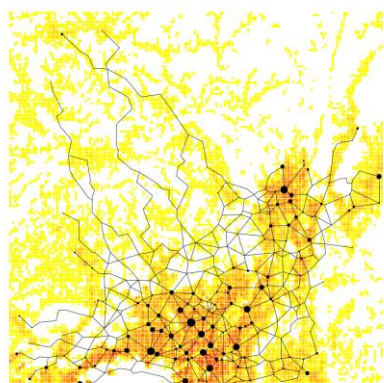


RS 30%

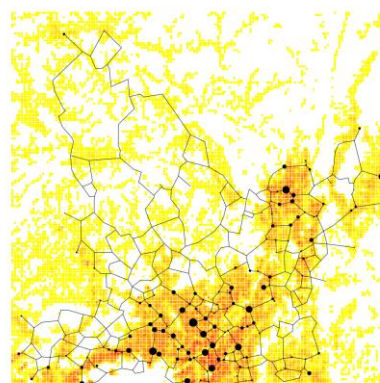
図 4.11 可視化図

パケット送受信要求の発生確率の割り当て方：京阪エリアの人口分布

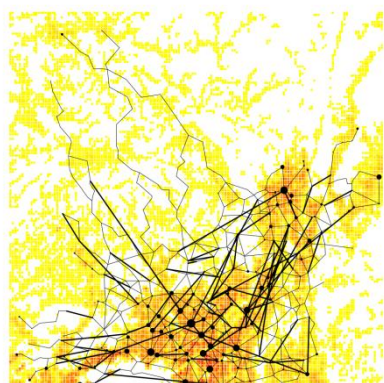
パケットルーティング：Greedy ルーティング+Self-Avoiding



LS



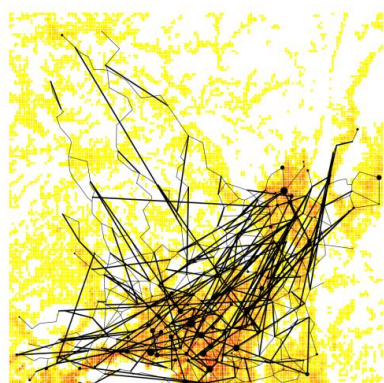
RNG



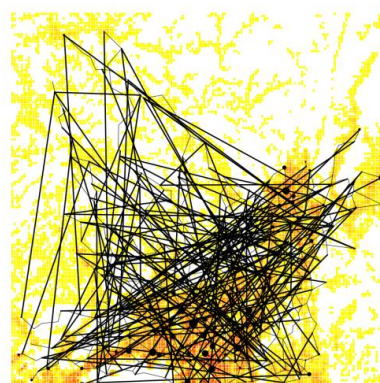
PR 10%



RS 10%



PR 30%

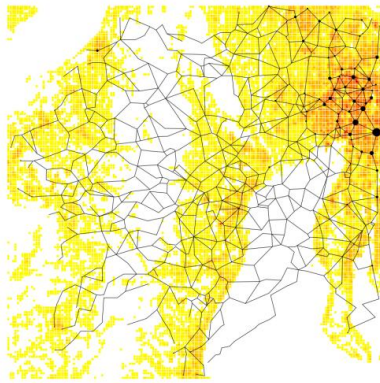


RS 30%

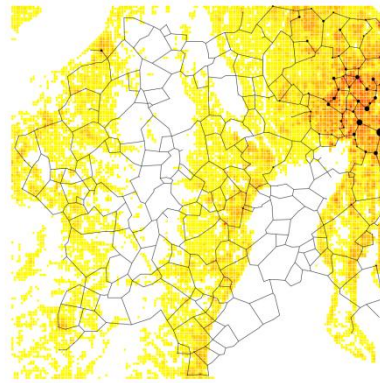
図 4.12 可視化図

パケット送受信要求の発生確率の割り当て方：京阪エリアの人口分布

パケットルーティング：Compass ルーティング+Self-Avoiding



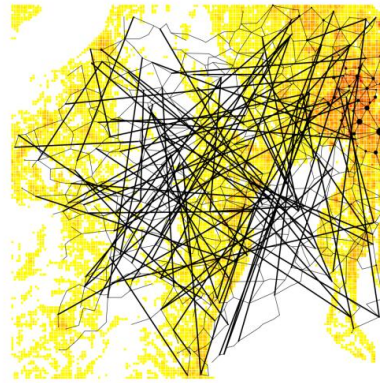
LS



RNG



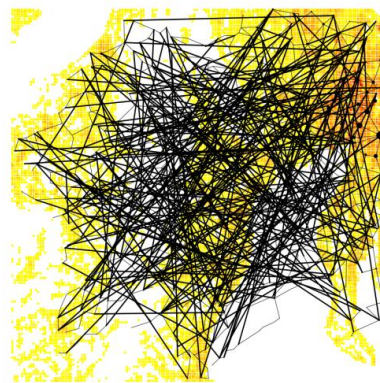
PR 10%



RS 10%



PR 30%

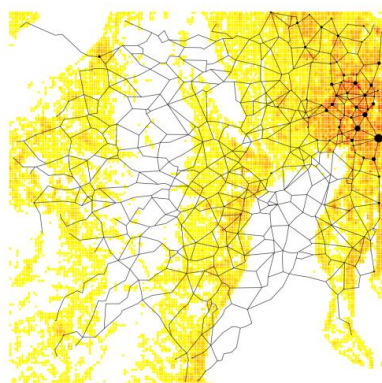


RS 30%

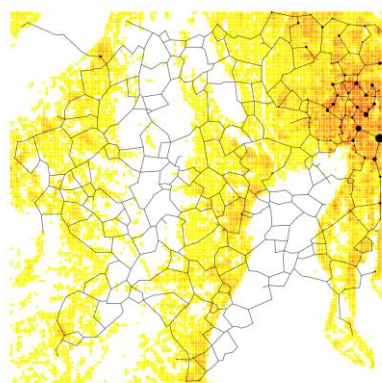
図 4.13 可視化図

パケット送受信要求の発生確率の割り当て方：名古屋エリアの人口分布

パケットルーティング：Greedy ルーティング+Self-Avoiding



LS



RNG



PR 10%



RS 10%



PR 30%



RS 30%

図 4.14 可視化図

パケット送受信要求の発生確率の割り当て方：名古屋エリアの人口分布

パケットルーティング：Compass ルーティング+Self-Avoiding

4.4.2 生き残ったノード数 N_t

本項では初期ネットワークサイズ N_0 が LS ネットワークで生き残るノード数 N_t に与える影響を調べる．図 4.15 は横軸に初期ネットワークサイズ縦軸 N_0 ，縦軸に生き残ったノード数 N_t をとったグラフである．

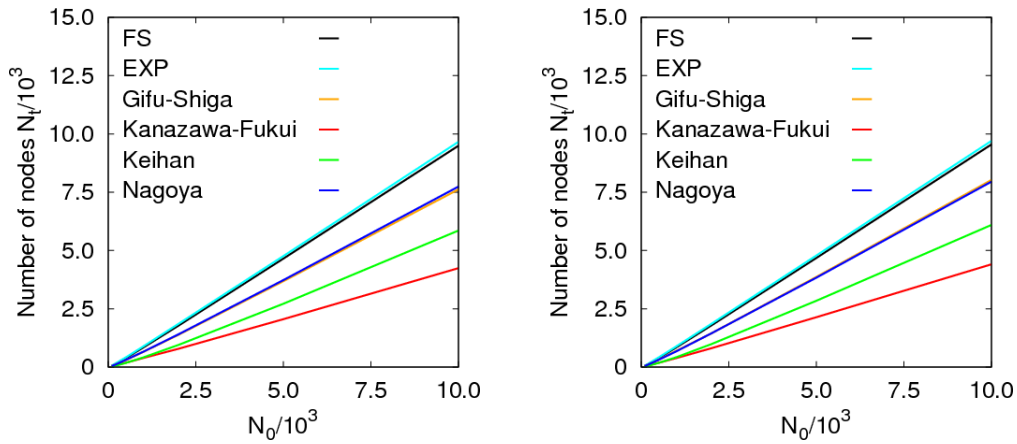


図 4.15 生き残ったノード数 N_t

Greedy ルーティング+Self-Avoiding (左), Compass ルーティング+Self-Avoiding (右)

図 4.15 よりルーティングの違いによる大きな差はない．初期ネットワークサイズ N_0 に比例して生き残ったノード数 N_t も増加することがわかる．また，パケット送受信要求の発生確率の割り当て方が FS と EXP 場合と人口分布に応じて割り当てた場合の N_t の差は，パケット送受信要求の発生確率が高いノードが空間的に分散していることにより宛先に到達するまでに経由しなければならないノード数が増加したためである．

また，地域メッシュの違いによる N_t の差もある．岐阜ー滋賀エリアと名古屋エリア，京阪エリア，金沢ー福井エリアに分けられる．岐阜ー滋賀エリアと名古屋エリアで N_t が多い理由は人口密度が高い部分が離れているため，多くの経由ノードが必要となるためである．金沢ー福井エリアの場合も人口密度が高い部分が離れているが，それ以外の部分が海と山に囲まれているため，利用できるパスが制限された結果 N_t も少なくなる．京阪エリアは人口密度が高い部分が集中しているため，経由するノード数が少なくすむため N_t も少ない．

4.4.3 生き残ったリンク数 M_t

本項では初期ネットワークサイズ N_0 が LS ネットワークで生き残るリンク数 M_t に与える影響について調べる．図 4.16 は横軸に初期ネットワークサイズ縦軸 N_0 ，縦軸に生き残ったノード数 M_t をとったグラフである．

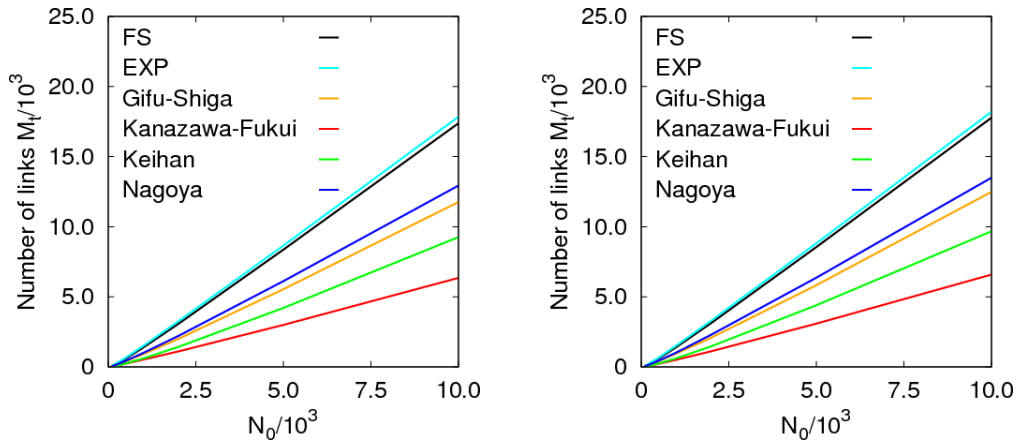


図 4.16 生き残ったリンク数 M_t vs 初期ネットワークサイズ N_0

Greedy ルーティング+Self-Avoiding (左), Compass ルーティング+Self-Avoiding (右)

図 4.16 よりルーティングの違いによる大きな差はない．生き残ったノード数 N_t と同様に初期ネットワークサイズ N_0 に比例して生き残ったリンク数 M_t も増加する．また，パケット送受信要求の発生確率の割り当て方が人口に応じて割り当てた場合と比較して，FS と EXP 場合の場合に M_t が大きい理由は，パケット送受信要求の発生確率が高いノードが空間的に分散していることにより，多くのリンクを経由しなければ宛先に到達できないためである．

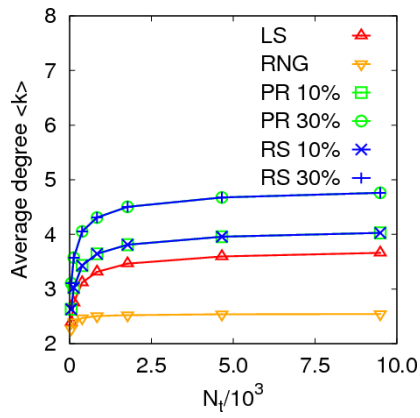
4.4.4 平均次数 $\langle k \rangle$

本項では、後に述べる頑健性と密接な関係がある平均次数 $\langle k \rangle$ を調べる。なお、平均次数はノード数 N_t 及びリンク数 M_t から以下の式で求めることができる。

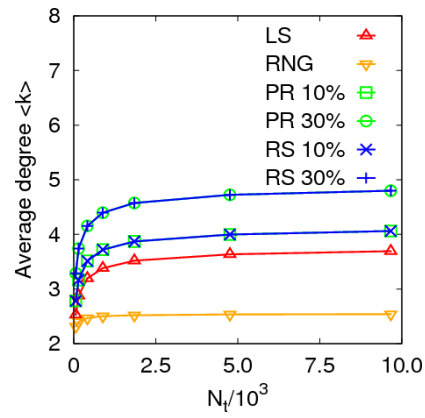
$$\langle k \rangle = \frac{2 \times M_t}{N_t}$$

図 4.17 及び 4.18 は縦軸に各ネットワークの平均次数 $\langle k \rangle$ 、横軸に初期ネットワークサイズ N_0 に応じて生き残ったノード数 N_t をとったグラフである。各グラフのショートカット付加率が 10% の PR ネットワークと RS ネットワーク、ショートカット付加率が 30% の PR ネットワークと RS ネットワークはショートカット付加方法が異なるだけでノード数とリンク数に違いがないため平均次数は等しい。また、パケット送受信要求の発生確率の割り当て方とルーティングの違いによる大きな差はない。

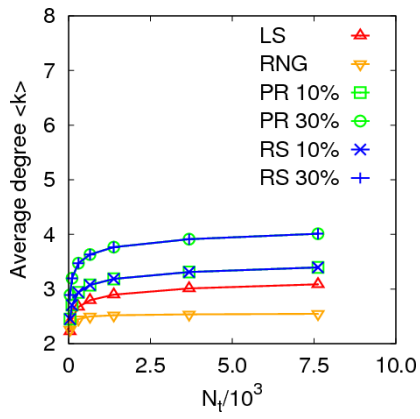
全体的な傾向として、 N_t が大きいネットワークにショートカットを付加した場合でも平均次数が 4, 5 程度と大きな値ではない。これは初期構成であるガブリエルグラフの平均次数が小さいためである。



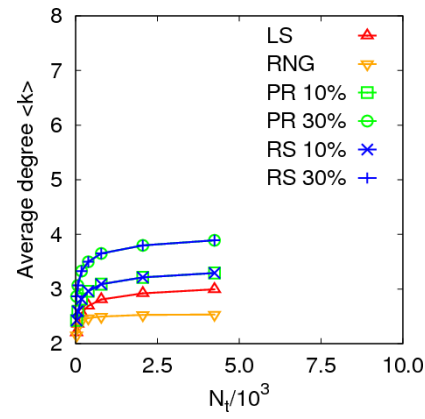
FS



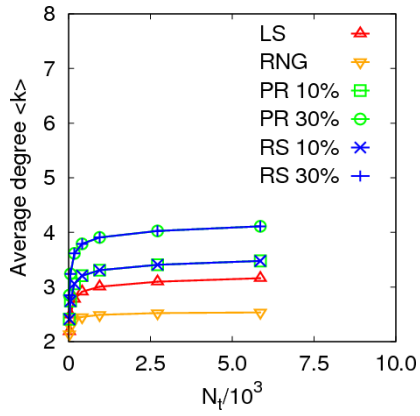
EXP



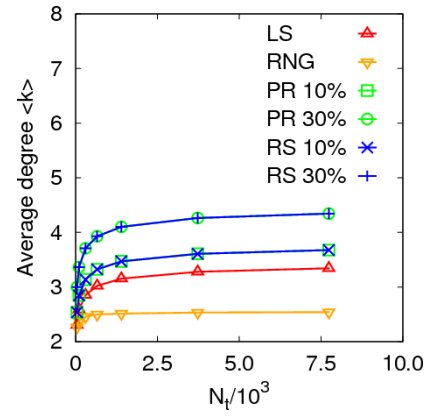
岐阜-滋賀エリア



金沢-福井エリア



京阪エリア



名古屋エリア

図 4.17 平均次数 $\langle k \rangle$

パケットルーティング : Greedy ルーティング+Self-Avoiding

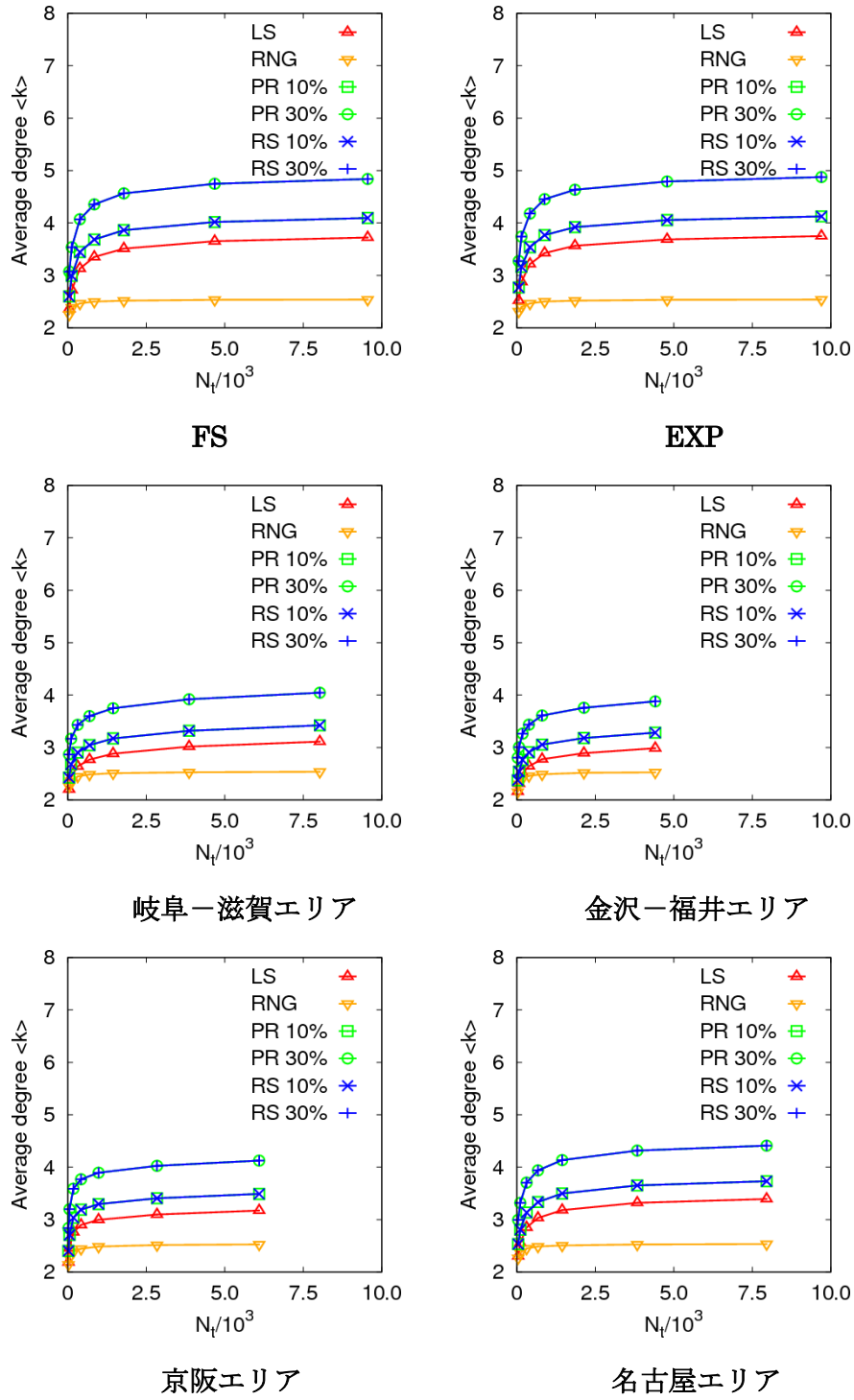


図 4.18 平均次数 $\langle k \rangle$

パケットルーティング：Compass ルーティング+Self-Avoiding

4.4.5 次数分布 $P(k)$

前項では次数の平均値に注目したが本項では、次数の分布について調べる。次数分布は次数 k （隣接ノードの数）に対するノードの存在確率 $P(k)$ の分布である。図 4.19 と 4.20 は初期ネットワークサイズが $N_0 = 10000$ の場合である。横軸はノードの次数 k を、縦軸にその次数を持つノードの存在確率 $P(k)$ をとる。

図 4.19, 4.20 からわかるようにパケット送受信要求の発生確率の割り当て方及び、ルーティングの違いによる大きな差はない。次数が 5 より小さいノードの存在確率が高い理由は平均次数が小さいガブリエルグラフが初期構成であるためである。

RS ネットワークよりも PR ネットワークの方が大きい次数のノードが存在している理由は PR がショートカットの両端ノードを選択する際にパケットを利用しているためである。PR はショートカットを 1 本張るためにランダムに 1 つパケットを選択するため、パケットが多く生成されるノード付近は必然的にショートカットが張られやすい。その結果、次数が大きいノードも存在する。一方、RS は任意の 2 ノードを選択してショートカットを張る方法であるため、ショートカットが張らやすいノードはない。よって、PR ネットワークと比較して次数が大きいノードが生まれにくくなる。

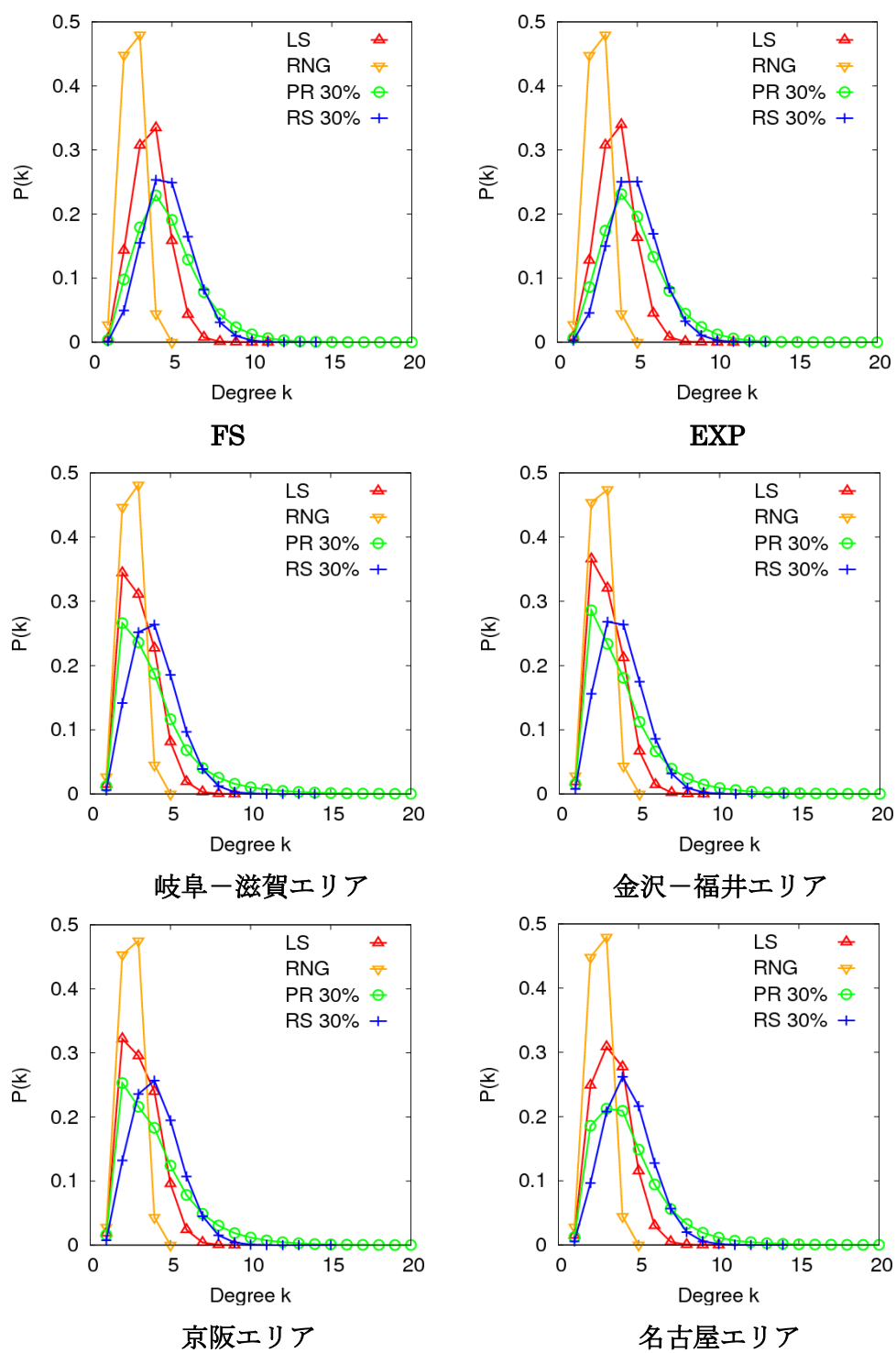


図 4.19 次数分布 $P(k)$

パケットルーティング : Greedy ルーティング+Self-Avoiding

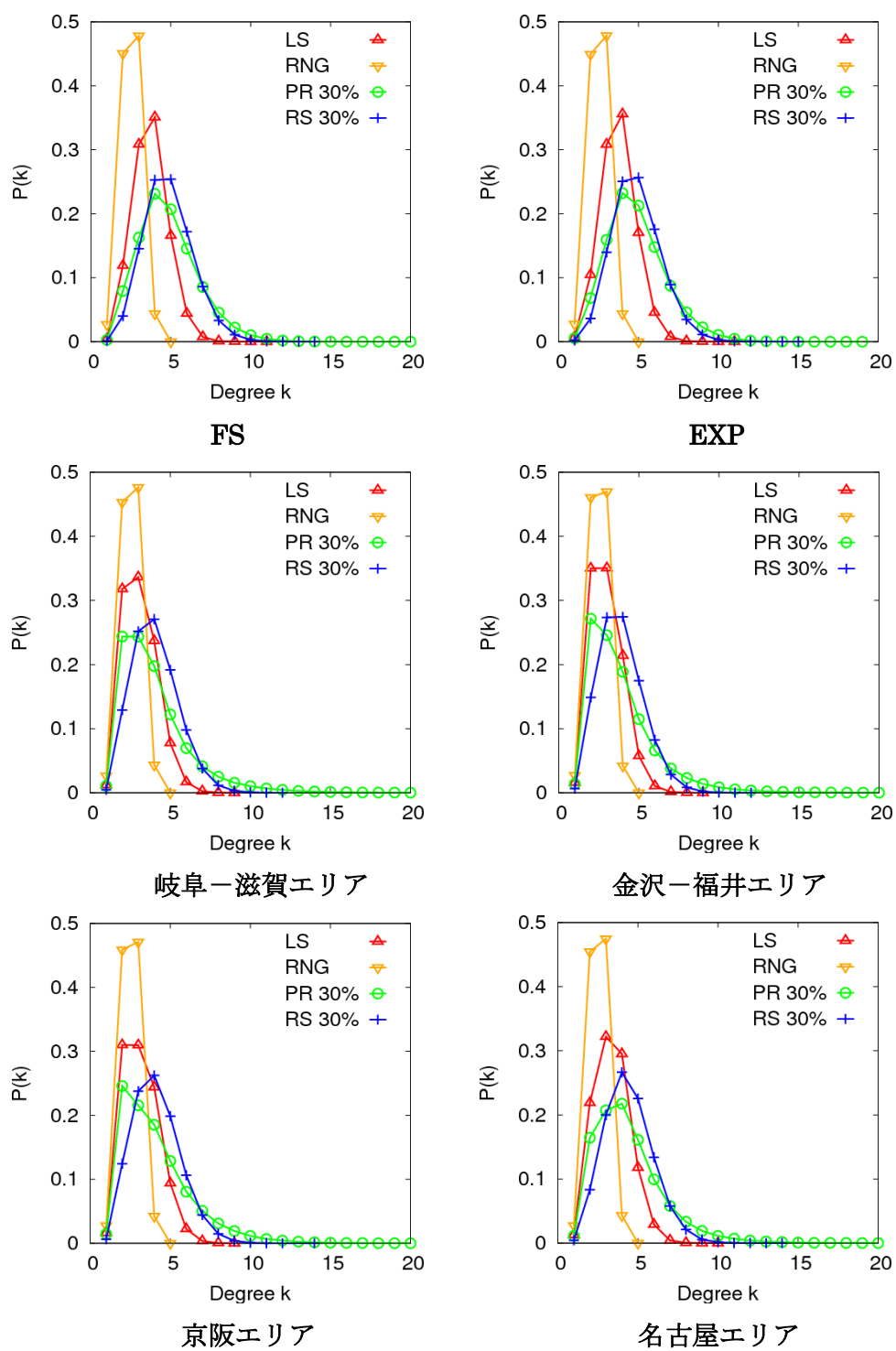


図 4.20 次数分布 $P(k)$

パケットルーティング：Compass ルーティング+Self-Avoiding

4.4.6 平均リンク長 $\langle l_{ij} \rangle$

平均次数や次数分布は空間を考慮せずに隣接関係だけに注目した指標である。しかし、ネットワークを構築する際はノード間の距離に応じたリンクの建設コストが掛かり、管理を行う際も同様に距離に応じたコストが掛かる。そのため、空間を考慮した指標を調べることはネットワーク構築・管理コストを考える上で重要な指標である。本項ではノード i, j 間に存在するリンク長さ l_{ij} の平均値である平均リンク長 $\langle l_{ij} \rangle$ を調べる。平均リンク長は構築及び管理コストが少なくすむため小さい方が望ましい。

図 4.21 及び 4.22 は縦軸に平均リンク長 $\langle l_{ij} \rangle$ 、横軸に初期ネットワークサイズ N_0 に応じて生き残ったノード数 N_t をとる。パケット送受信要求の発生確率の割り当て方とパケットルーティングの違いによる大きな差はない。ショートカット付加率が 10% もしくは 30% の場合、PR ネットワークよりも RS ネットワークの方が平均リンク長が大きい理由は、RS はショートカットの両端ノードをランダムに選択するため、PR と比較して遠距離のノード間にショートカットを張りやすいためである。

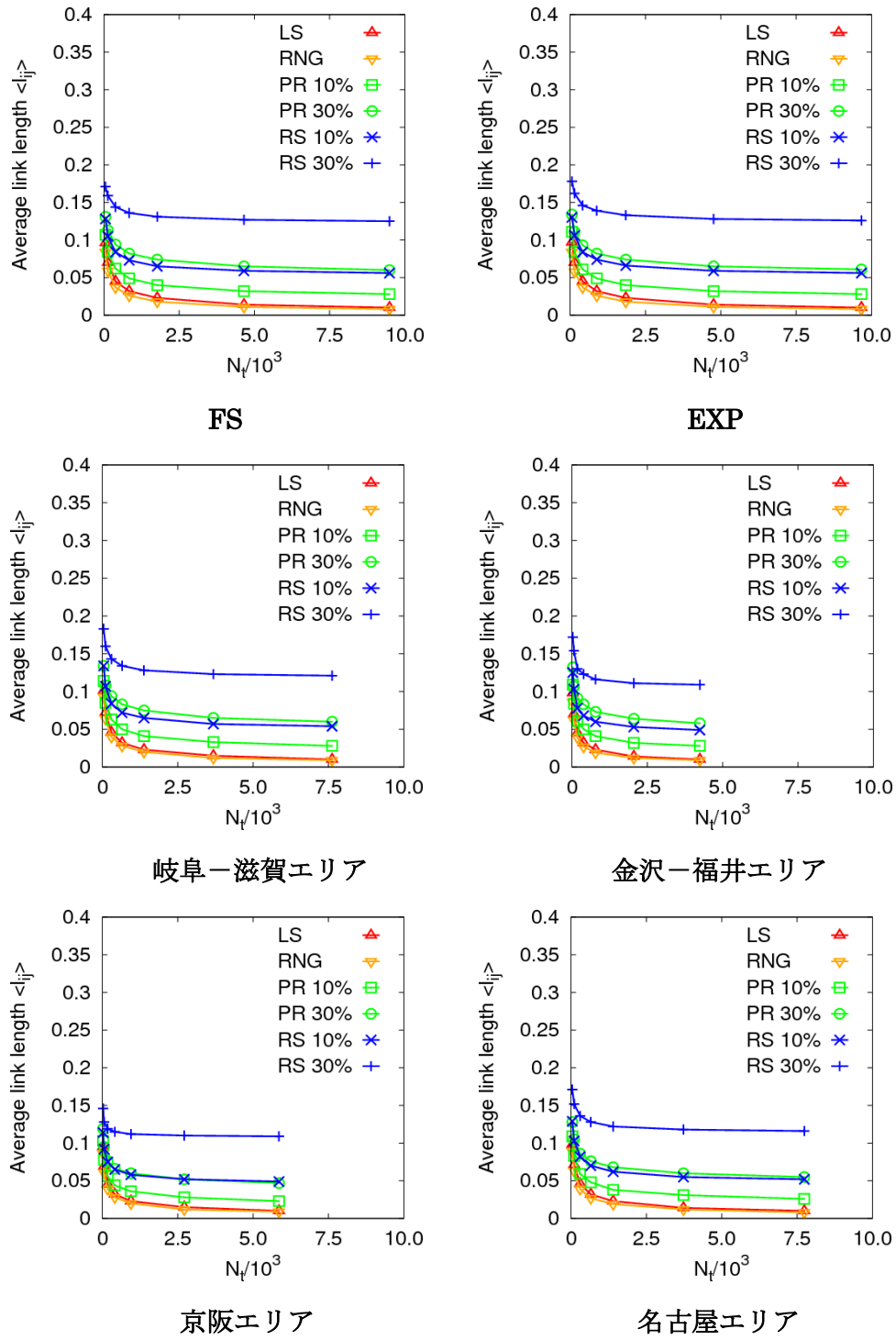


図 4.21 平均リンク長 $\langle l_{ij} \rangle$

パケットルーティング : Greedy ルーティング+Self-Avoiding

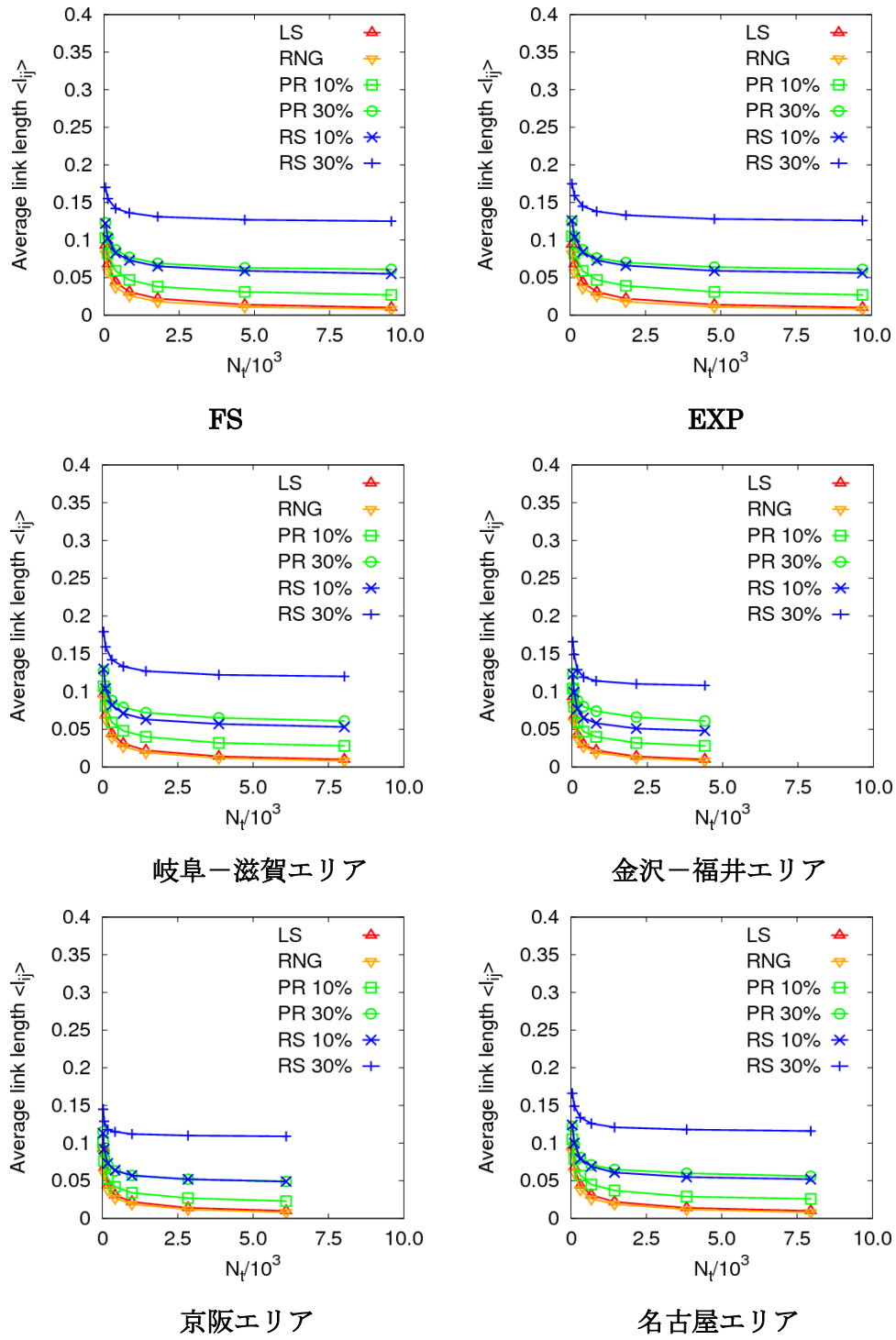


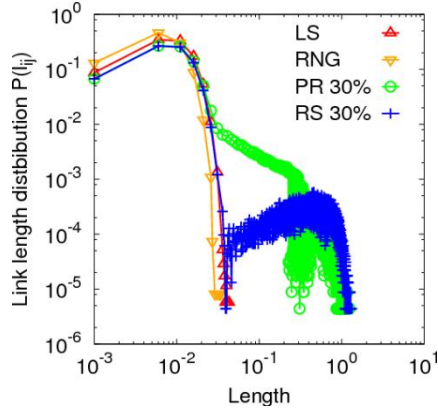
図 4.22 平均リンク長 $\langle l_{ij} \rangle$

パケットルーティング：Compass ルーティング+Self-Avoiding

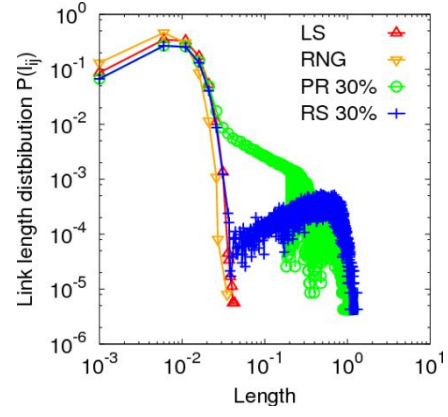
4.4.7 リンク長分布 $P(l_{ij})$

前項ではリンク長の平均値に注目したが、本項ではリンク長の分布について調べる。リンク長分布はノード $i-j$ 間に存在するリンク l_{ij} と同じリンク長であるリンクの存在確率 $P(l_{ij})$ の分布である。平均リンク長同様にリンク長分布もネットワークの構築及び管理コストを考える上で重要な指標である。図 4.23, 4.24 は初期ネットワークサイズが $N_0 = 10000$ の場合である。横軸はリンク長、縦軸にそのリンクと同じ長さのリンクの存在確率 $P(l_{ij})$ をとっている。

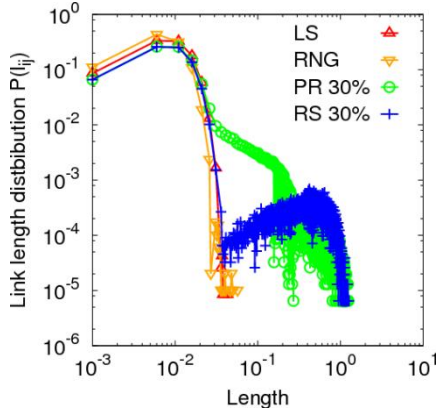
図 4.23 及び 4.24 より、パケット送受信要求の発生確率の割り当て方、ルーティングの違いによる大きな差はない。PR と RS ネットワークには LS ネットワークや RNG にはないショートカット付加による長距離リンクの存在を示す 2 つの山がグラフ右側にある。また、分布が Waxman 規則[23]に従うように減衰している。このことから、現実のインターネットや航空路線ネットワークに見られるように長距離リンクが少数であることがわかった。



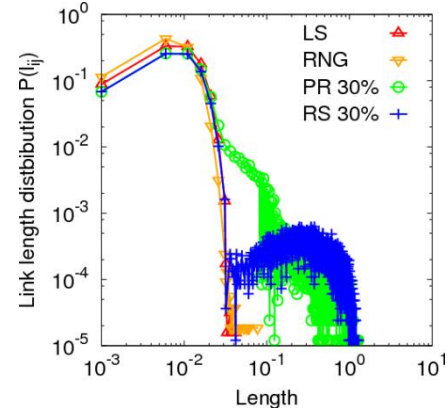
FS



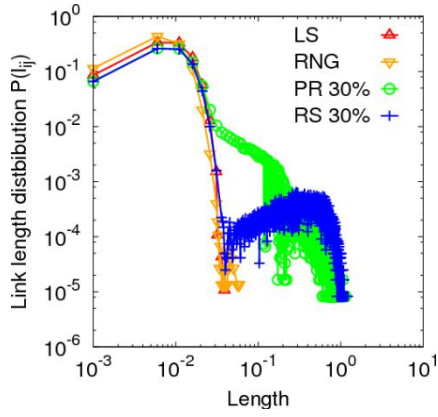
EXP



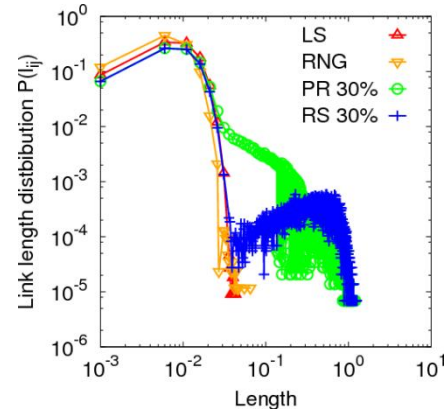
岐阜ー滋賀エリア



金沢ー福井エリア



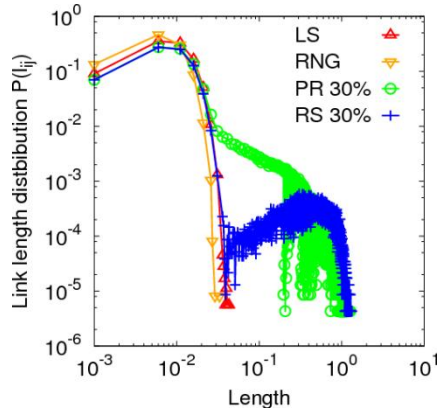
京阪エリア



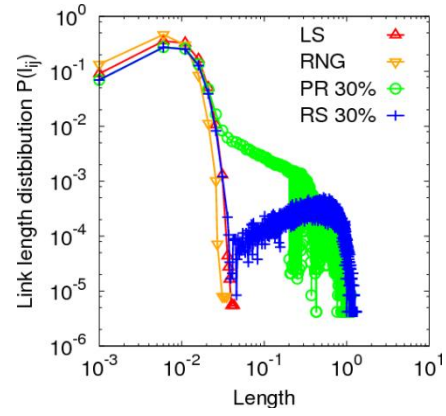
名古屋エリア

図 4.23 リンク長分布 $P(l_{ij})$

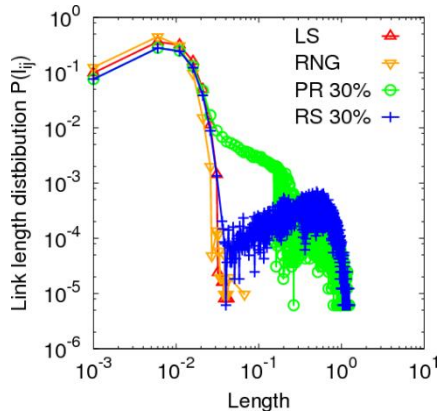
パケットルーティング : Greedy ルーティング+Self-Avoiding



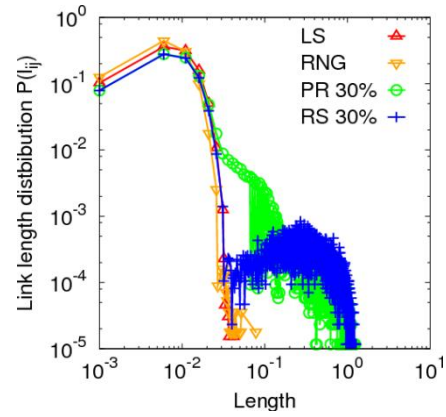
FS



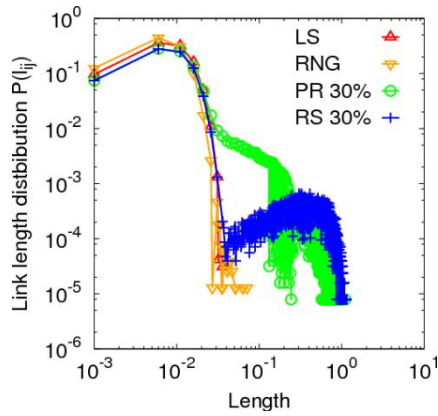
EXP



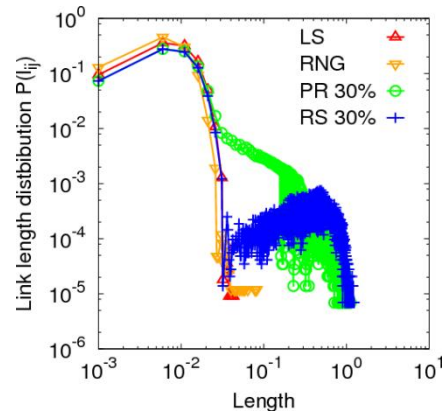
岐阜ー滋賀エリア



金沢ー福井エリア



京阪エリア



名古屋エリア

図 4.24 リンク長分布 $P(l_{ij})$

パケットルーティング : Compass ルーティング+Self-Avoiding

4.4.8 総リンク長

総リンク長はリンクの長さの和である．道路網や平面グラフでは総リンク長がネットワークサイズ N に対して $\sqrt{N}$ 程度になる性質（ $\sqrt{N}$ 則） [25,26] がある．本項では平面グラフである LS ネットワークと RNG が $\sqrt{N}$ 則を満たしていることを確認する．またショートカットを付加したネットワークと LS ネットワークと RNG の総リンク長も比較する．平均リンク長同様に総リンク長もネットワークの構築及び管理コストに関わる指標の 1 つであり，総リンク長は小さい方が望ましい．図 4.25 及び 4.26 の縦軸は総リンク長，横軸は初期ネットワークサイズ N_0 に応じて生き残ったノード数 N_t を表している．黒色の点線は $y = A \times x^B$ と仮定して最小二乗近似した際の推定線である．

パケット送受信要求の発生確率の割り当て方とルーティングの違いによらず，平面グラフである LS ネットワークと RNG については N_t に対して総リンク長が $\sqrt{N_t}$ 程度になっている．また，平面グラフにショートカットを付加した PR ネットワークと RS ネットワークは付加したショートカット分により $\sqrt{N_t}$ よりも大きい (表 4.2, 4.3 参照)．

表 4.2 最小二乗近似による B の値 (Greedy ルーティング+Self-Avoiding)

	LS	RNG	PR 10%	RS 10%	PR 30%	RS 30%
FS	0.65	0.57	0.82	0.93	0.93	1.02
EXP	0.62	0.55	0.8	0.9	0.92	1.0
岐阜ー滋賀	0.62	0.56	0.79	0.88	0.91	0.99
金沢ー福井	0.60	0.56	0.79	0.87	0.9	0.97
京阪	0.66	0.61	0.79	0.91	0.9	1.01
名古屋	0.63	0.56	0.79	0.89	0.91	1.0

表 4.3 最小二乗近似による B の値 (Compass ルーティング+Self-Avoiding)

	LS	RNG	PR 10%	RS 10%	PR 30%	RS 30%
FS	0.66	0.58	0.83	0.93	0.95	1.03
EXP	0.63	0.56	0.8	0.91	0.91	1.01
岐阜ー滋賀	0.62	0.56	0.8	0.89	0.93	0.99
金沢ー福井	0.61	0.57	0.8	0.88	0.93	0.98
京阪	0.66	0.62	0.8	0.91	0.91	1.01
名古屋	0.64	0.56	0.8	0.91	0.92	1.01

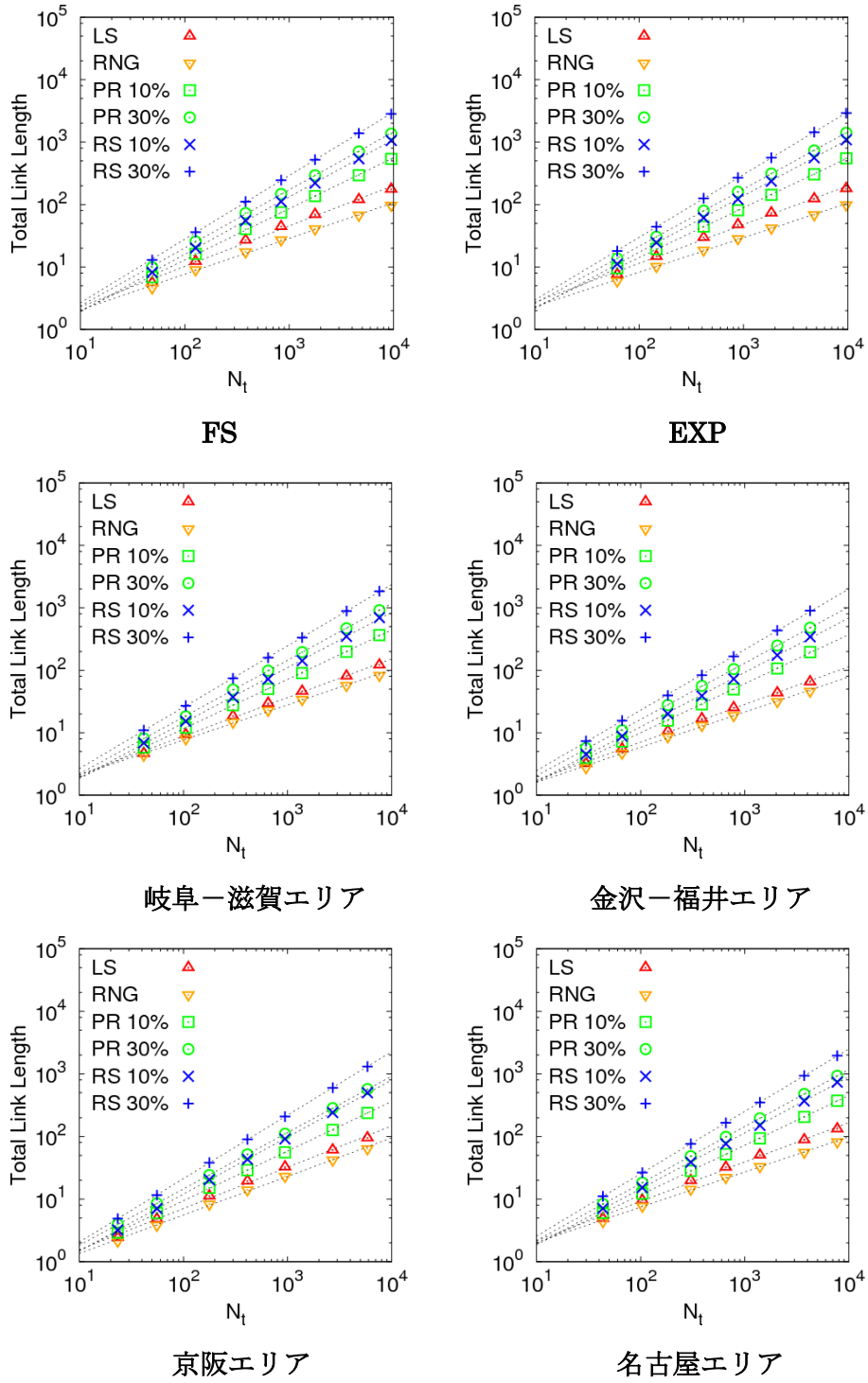


図 4.25 総リンク長

パケットルーティング : Greedy ルーティング+Self-Avoiding

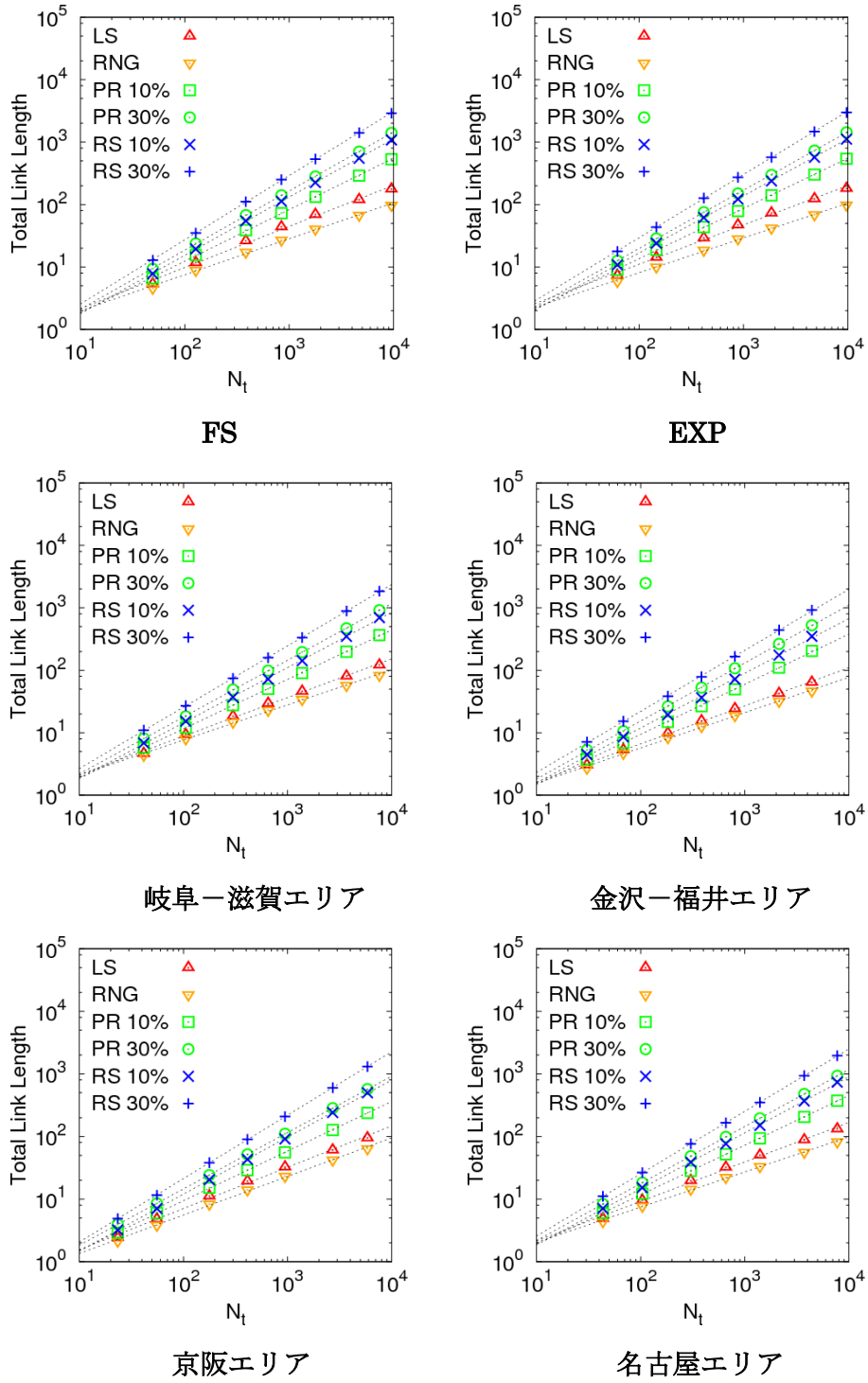


図 4.26 総リンク長

パケットルーティング：Compass ルーティング+Self-Avoiding

4.5 通信効率

本節では、ネットワークの通信効率をいくつかの指標を用いて調べる。通信効率とは「宛先に到達できる確率」、「宛先に到達するまでにかかる時間」、「宛先に到達するまでの距離」の3点に関する指標である。インターネットをはじめとした通信網の通信性能や交通網の輸送性能は高いことが望ましい。

通信効率を調べるための具体的な指標を以下に示す。

4.5.1 パケット到達率

4.5.2 最小ホップルーティングによる平均最小ホップ数 $\langle L_{ij} \rangle$

4.5.3 最短距離ルーティングによる平均最短距離長 $\langle D_{ij} \rangle$

4.5.4 局所情報を利用したルーティングによる平均到達ホップ数 $\langle L' \rangle$

4.5.5 局所情報を利用したルーティングによる平均到達距離長 $\langle D' \rangle$

4.5.1 パケット到達率

本項では発生したパケット数に対する宛先ノードに届いた数であるパケット到達率を調べる．交通網や情報の場合，意図的な攻撃や故障に強く，構築及び管理コストが少ないネットワークであっても，宛先に輸送物が届かないことは致命的な問題である．

Greedy ルーティングや Compass ルーティングのように局所情報を利用して逐次経路探索を行うルーティングはデッドエンドに陥ることもあるため，必ずしも到達できるわけではない．また，Self-Avoiding を追加したルーティングでもデッドエンドがなくなるわけではないため，必ずしも到達できるわけではない．

発生した総パケットの内，行き止まりになり除去されたパケット数を P_{remove} ，宛先に到達したパケット数を P_{reach} とするとパケット到達率は以下の式より求められる．なお，到達率は 1.0 に近い方が望ましい．

$$reach_ability = \frac{P_{reach}}{P_{reach} + P_{remove}}$$

図 4.27 及び 4.28 の縦軸はパケット到達率，横軸は初期ネットワークサイズ N_0 に応じて生き残ったノード数 N_t を表している．なお，それぞれのネットワークについてパケット発生を 10000 回行った結果である．

図 4.27 及び 4.28 よりパケット送受信要求の発生確率の割り当て方とルーティングの違いによる大きな差はない．RNG の到達率が他のネットワークと比較して到達率が低い原因は RNG の平均次数が低いためである（図 4.17，4.18 参照）．平均次数が低いということはリンク数自体も少ないということである．そのため，転送時に距離や角度の細かい修正が困難になり，到達率も低くなる．

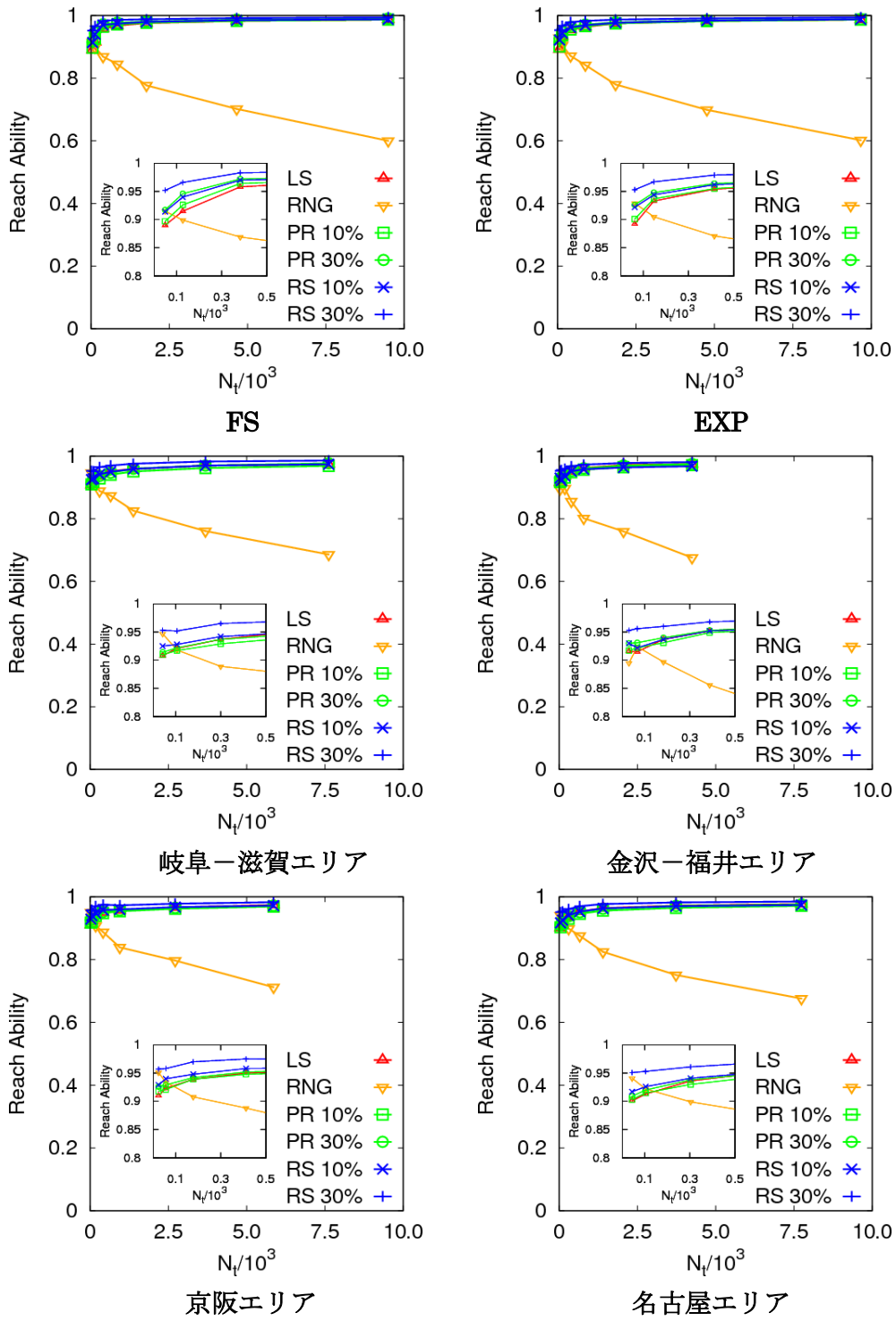


図 4.27 パケット到達率

パケットルーティング : Greedy ルーティング+Self-Avoiding

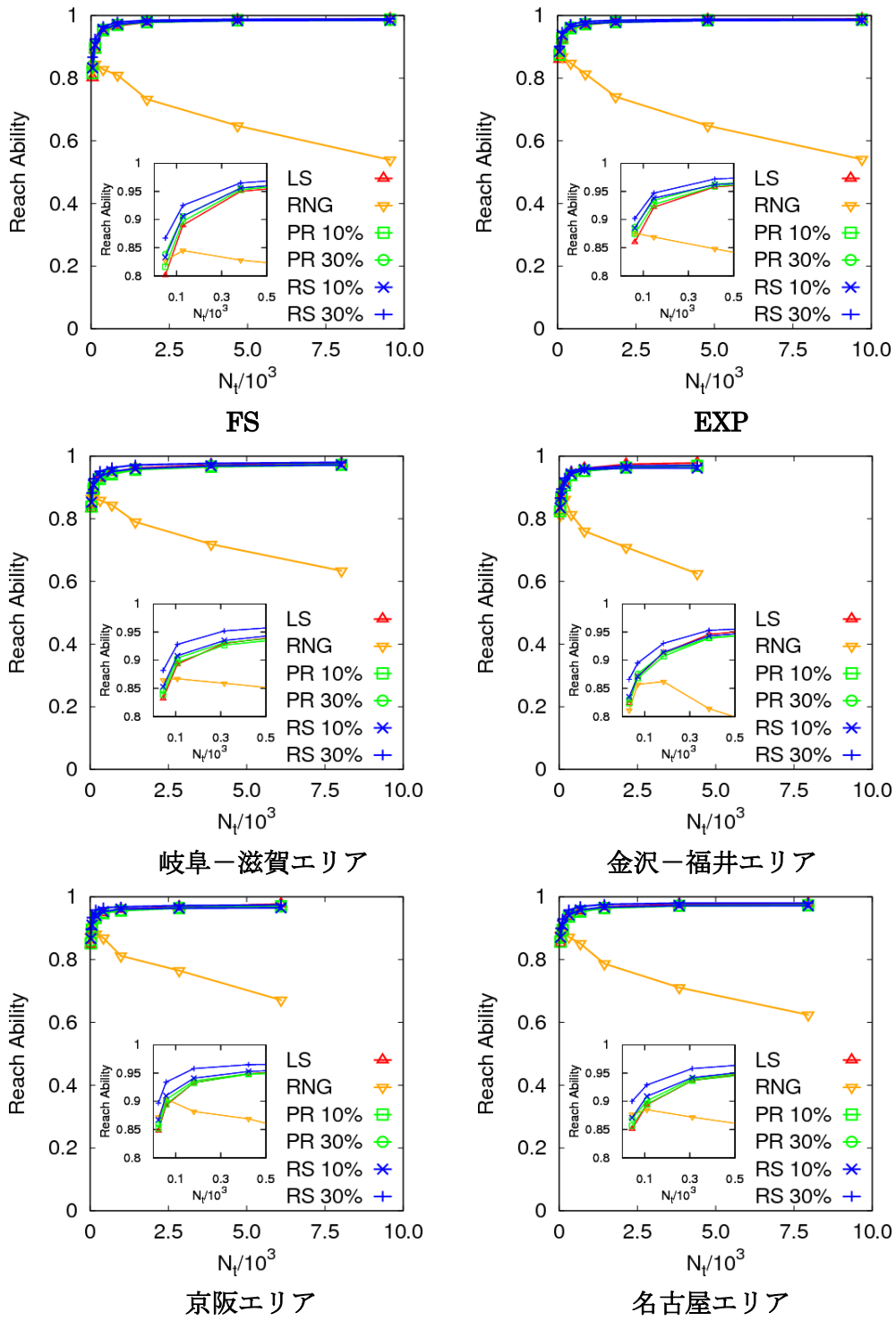


図 4.28 パケット到達率

パケットルーティング：Compass ルーティング+Self-Avoiding

4.5.2 最小ホップルーティングによる平均最小ホップ数 $\langle L_{ij} \rangle$

前項ではパケット到達率に注目したが、現実社会の情報網や交通網では輸送物が宛先に到達できる確率はある程度高いことが当たり前で、いかに短い時間でまたは短い経路長で宛先に到達できるかという点が問題になる。そこで本項では最小の経由数で宛先に届くようなパスを用いた場合に、任意の2ノード間が平均して何ホップで繋がっているのかという平均最小ホップ数 $\langle L_{ij} \rangle$ を調べる。ただし、リンクの淘汰やショートカットを張る際に流れるパケットのルーティングは Greedy (Compass) ルーティング + Self-Avoiding であり、平均最小ホップ数を計算する時のみ最小ホップルーティングを用いることとする。平均最小ホップ数が小さい方が宛先により少ない経由数で届けることができるので、値は小さい方が望ましい。

ノード i からノード j への最小ホップ数を h_{ij} 、ノード数を N_t とするとノード i から i 以外の全ノードに対する最小ホップ数の平均 L_i は以下の式から求めることができる。

$$L_i = \frac{1}{N_t - 1} \sum_{i \neq j} h_{ij}$$

また、ネットワーク全体の最小ホップ数の平均 $\langle L_{ij} \rangle$ は以下の式から求めることができる。

$$\langle L_{ij} \rangle = \frac{1}{N_t} \sum L_i$$

図 4.29 及び 4.30 の縦軸は平均最小ホップ数 $\langle L_{ij} \rangle$ 、横軸は初期ネットワークサイズ N_0 に応じて生き残ったノード数 N_t を表しており、黒色の点線は LS ネットワークと RNG の場合は $y = A \times x^B$ と仮定して、PR ネットワークと RS ネットワークの場合は $y = a \times \log x + b$ と仮定して最小二乗近似した際の推定線である。

パケット送受信要求の発生確率の割り当て方とルーティングの違いによる大きな差はない。平面グラフである LS ネットワークと RNG は N_t に対して平均最小ホップ数が $\sqrt{N_t}$ 程度であることに対して、PR ネットワーク及び RS ネットワークは平均最小ホップ数が $\log N_t$ 程度まで小さい SW 性が確認できる (表 4.4, 4.5, 4.6, 4.7 参照)。

表 4.4 最小二乗近似による B の値 (Greedy ルーティング+Self-Avoiding)

	LS	RNG
FS	0.41	0.46
EXP	0.42	0.46
岐阜ー滋賀	0.43	0.46
金沢ー福井	0.43	0.46
京阪	0.43	0.45
名古屋	0.4	0.46

表 4.5 最小二乗近似による B の値 (Compass ルーティング+Self-Avoiding)

	LS	RNG
FS	0.4	0.45
EXP	0.42	0.46
岐阜ー滋賀	0.42	0.46
金沢ー福井	0.42	0.46
京阪	0.43	0.46
名古屋	0.4	0.46

表 4.6 最小二乗近似による a の値 (Greedy ルーティング+Self-Avoiding)

	PR 10%	RS 10%	PR 30%	RS 30%
FS	0.95	0.92	0.53	0.63
EXP	0.97	0.94	0.56	0.64
岐阜ー滋賀	1.16	1.09	0.62	0.75
金沢ー福井	1.5	1.18	0.91	0.79
京阪	1.65	0.96	0.96	0.78
名古屋	1.16	1.02	0.64	0.69

表 4.7 最小二乗近似による a の値 (Compass ルーティング+Self-Avoiding)

	PR 10%	RS 10%	PR 30%	RS 30%
FS	0.94	0.9	0.51	0.62
EXP	1.0	0.93	0.55	0.63
岐阜ー滋賀	1.0	0.93	0.55	0.63
金沢ー福井	1.53	1.16	0.89	0.78
京阪	1.75	1.18	1.0	0.78
名古屋	1.2	1.0	0.62	0.68

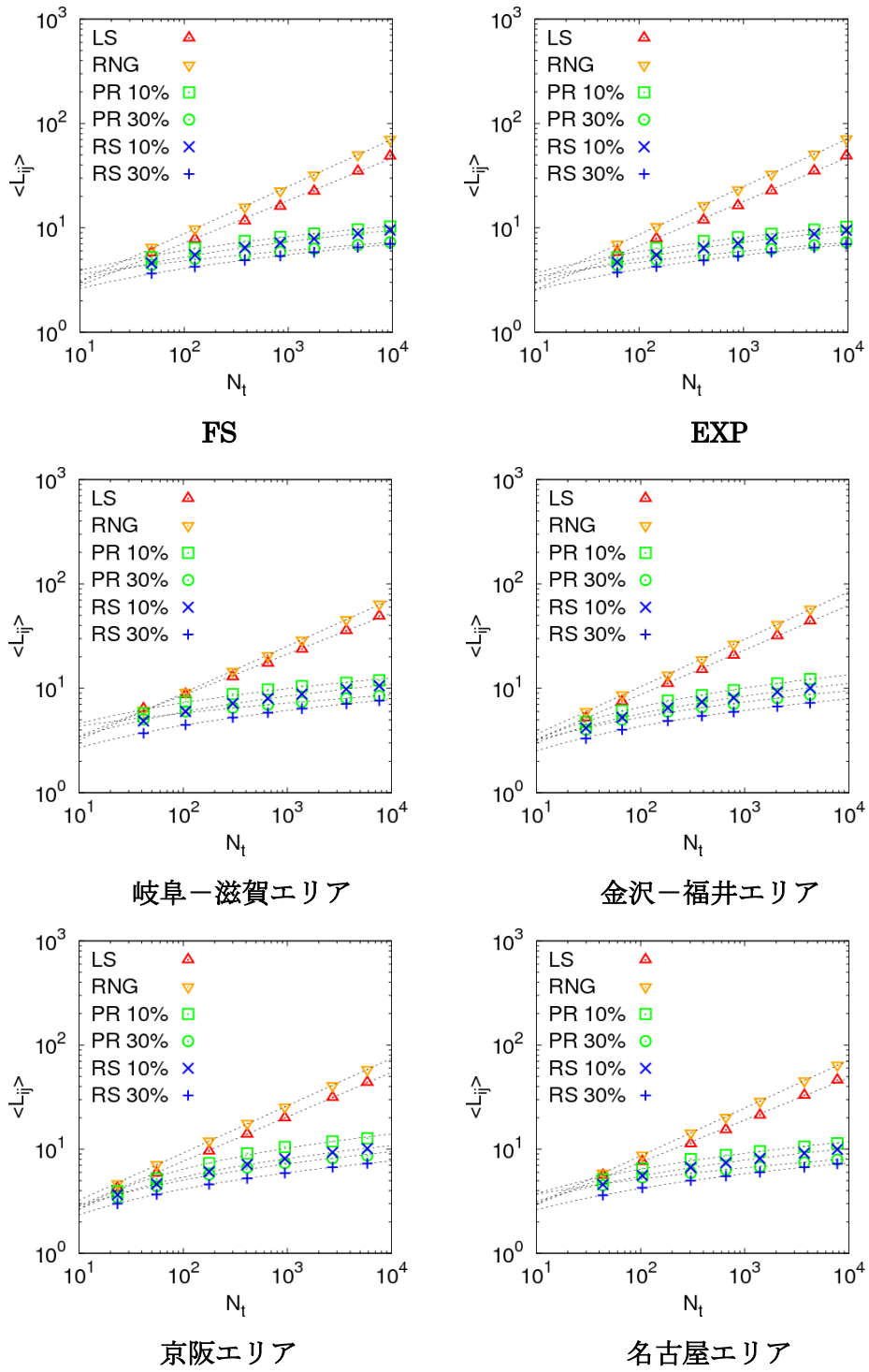


図 4.29 最小ホップルーティングによる平均最小ホップ数 $\langle L_{ij} \rangle$
 パケットルーティング : Greedy ルーティング+Self-Avoiding

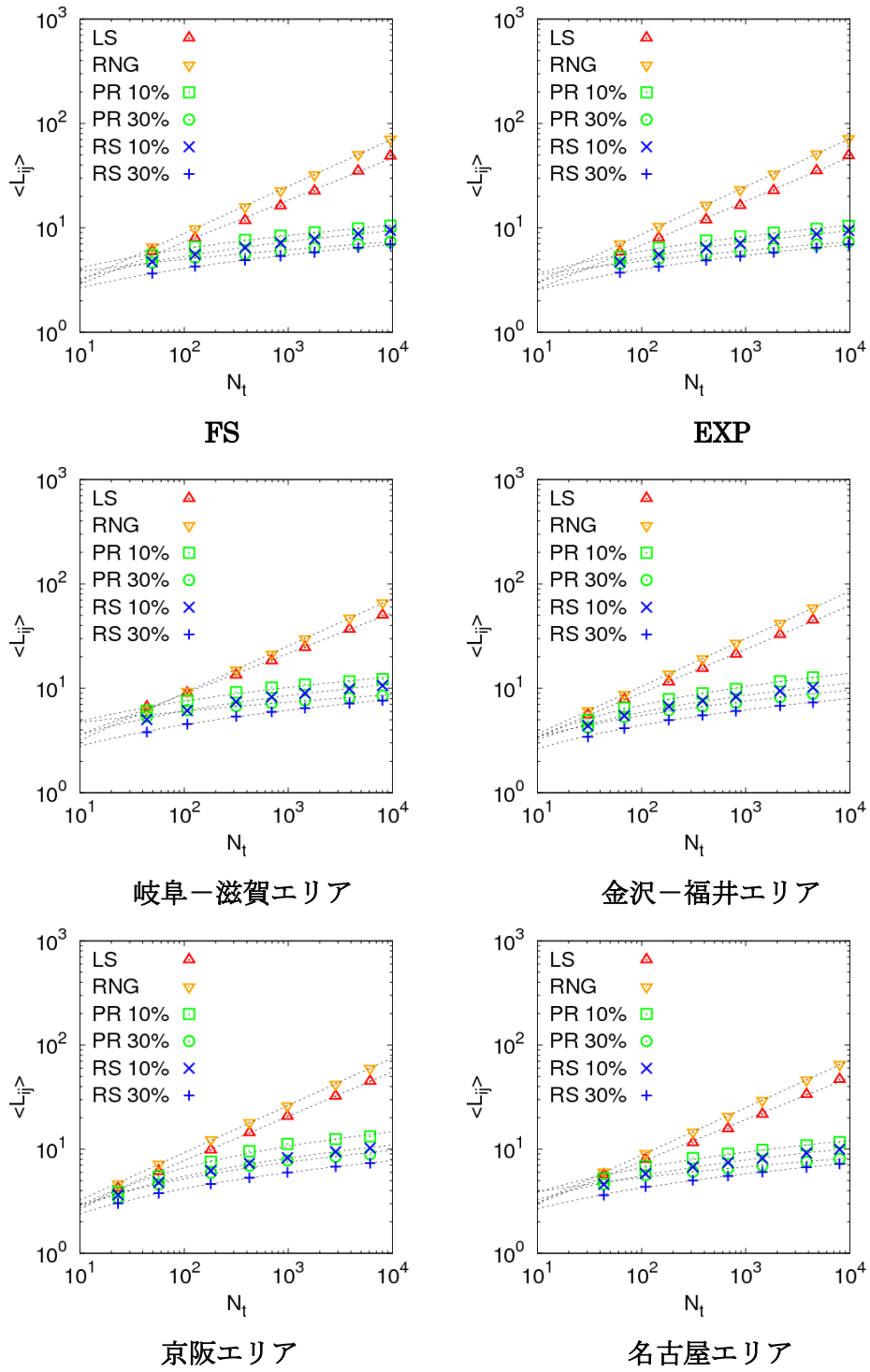


図 4.30 最小ホップルーティングによる平均最小ホップ数 $\langle L_{ij} \rangle$
 パケットルーティング：Compass ルーティング+Self-Avoiding

4.5.3 最短距離ルーティングによる平均最短距離長 $\langle D_{ij} \rangle$

前項では宛先までの経由しなければならないノード数に注目した。しかし、ノードの位置等の空間的な制限を考慮した場合、経由数だけでなくより短い距離で宛先に到達できるかという点も重要である。そこで本項では最短の距離長で宛先に届くようなルーティングを用いた場合に、任意の2ノード間が平均してどの程度の距離で繋がっているのかを表す平均最短距離長 $\langle D_{ij} \rangle$ を調べる。ただし、リンクの淘汰やショートカット付加の際に流れるルーティングは Greedy (Compass) ルーティング+Self-Avoiding であり、平均最短距離長を計算する時のみ最短距離ルーティングを用いる。平均最短距離長が小さいと宛先に短い距離で届けられるということなので、値は小さい方が望ましい。

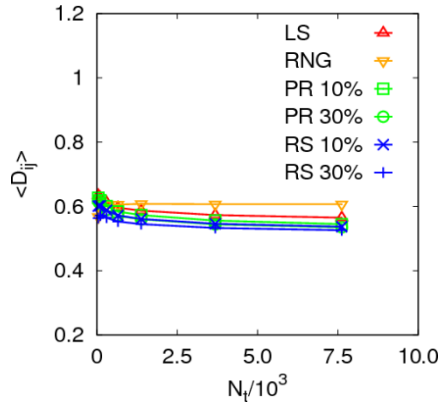
ノード i からノード j への最短距離長を d_{ij} 、ノード数を N_t とするとノード i から i 以外の全てのノードに対する最短距離長の平均 D_i は以下の式から求めることができる。

$$D_i = \frac{1}{N_t - 1} \sum_{i \neq j} d_{ij}$$

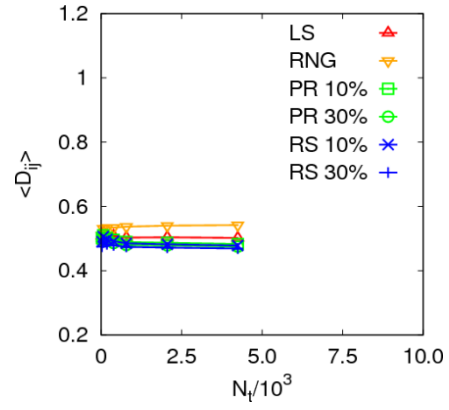
また、ネットワーク全体の最短距離長の平均 $\langle D_{ij} \rangle$ は以下の式から求めることができる。

$$\langle D_{ij} \rangle = \frac{1}{N_t} \sum D_i$$

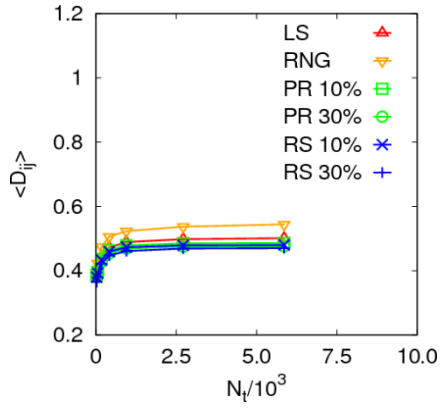
図 4.31 及び 4.32 の縦軸は平均最短距離長 $\langle D_{ij} \rangle$ 、横軸は初期ネットワークサイズ N_0 に応じて生き残ったノード数 N_t を表している。パケット送受信要求の発生確率の割り当て方とルーティングの違いによらず大きな差はない。若干ショートカットを付加したネットワークの平均最短距離長は小さいが、ショートカットを付加していないネットワークとほとんど差はない。



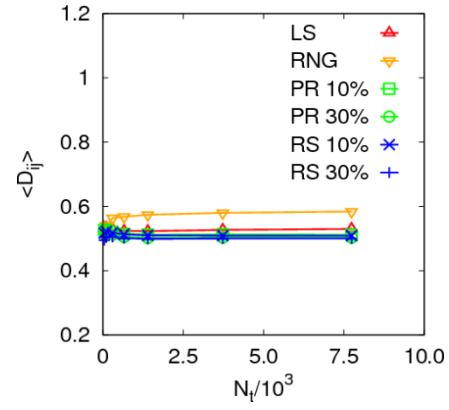
岐阜ー滋賀エリア



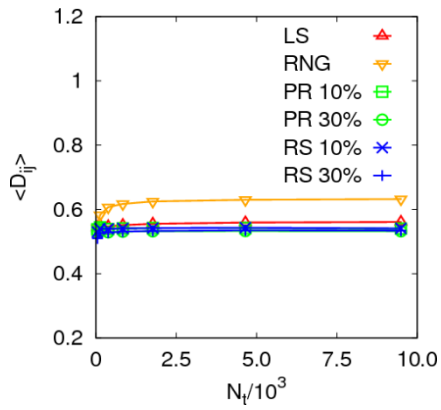
金沢ー福井エリア



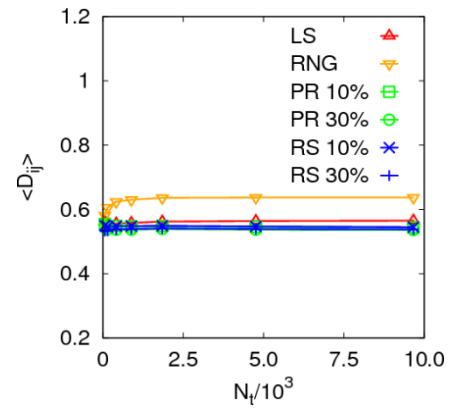
京阪エリア



名古屋エリア

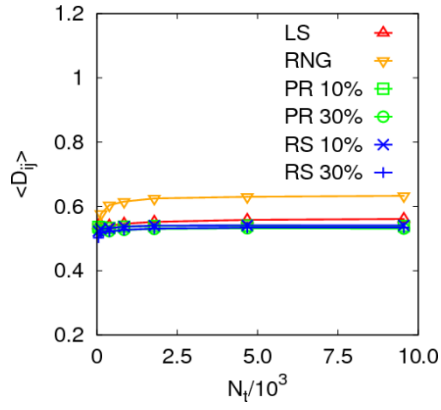


FS

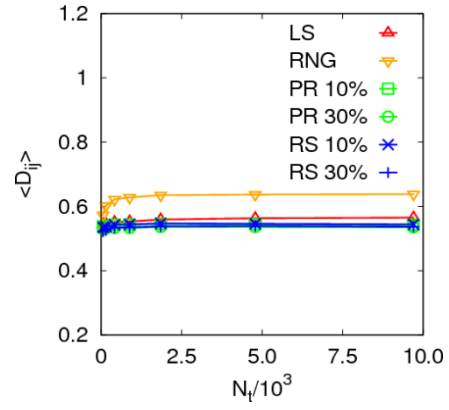


EXP

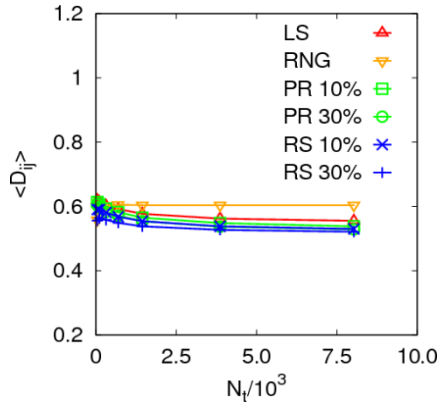
図 4.31 最短距離ルーティングによる平均最短距離長 $\langle D_{ij} \rangle$
パケットルーティング : Greedy ルーティング+Self-Avoiding



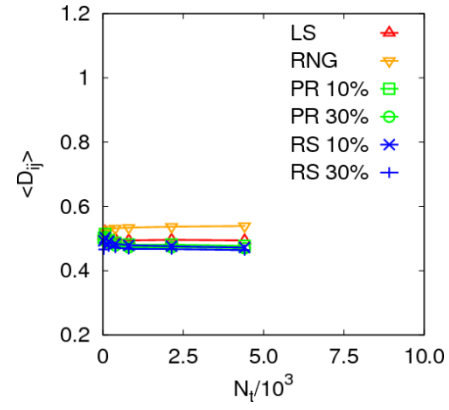
FS



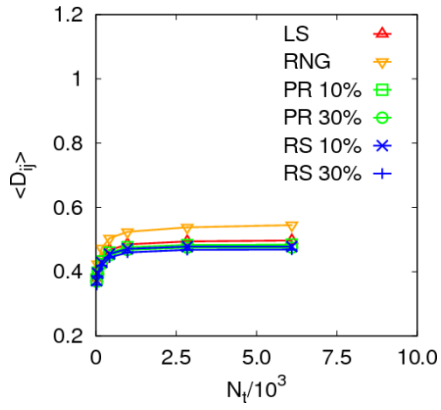
EXP



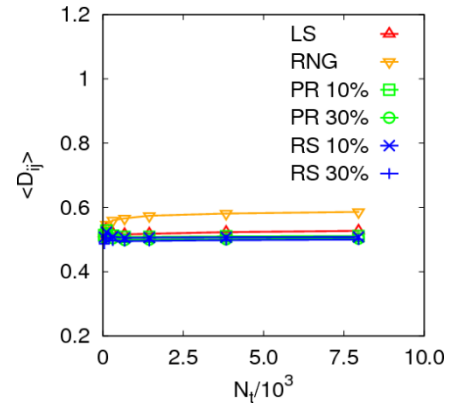
岐阜-滋賀エリア



金沢-福井エリア



京阪エリア



名古屋エリア

図 4.32 最短距離ルーティングによる平均最短距離長 $\langle D_{ij} \rangle$
パケットルーティング：Compass ルーティング+Self-Avoiding

4.5.4 局所情報を利用したルーティングによる平均到達ホップ数 $\langle L' \rangle$

リンク淘汰やショートカットの付加の際に流れているパケットは Greedy (Compass) ルーティング+Self-Avoiding に基づいているため、本項では Greedy (Compass) ルーティング+Self-Avoiding でパケットを流した場合にパケットが宛先に到達するまでのホップ数の平均値である平均到達ホップ数 $\langle L' \rangle$ を考察する。ただし、平均到達ホップ数はリンクの淘汰やショートカットを張る際に用いたルーティングと同様のものを使用する。平均到達ホップ数が小さい方が宛先に少ない経由数で届けられるため、値は小さい方が望ましい。なお、以下はパケット発生を 10000 回行った結果である。

宛先に到達したパケット i が到達するまでにかかったホップ数を h'_i 、到達したパケット数の合計を P_{reach} とすると、平均到達ホップ数 $\langle L' \rangle$ は以下の式から求めることができる。

$$\langle L' \rangle = \frac{1}{P_{reach}} \sum h'_i$$

図 4.33 及び 4.34 の縦軸は平均到達ホップ数、横軸は初期ネットワークサイズ N_0 に応じて生き残ったノード数 N_t を表しており、黒色の点線は LS ネットワークと RNG の場合は $y = A \times x^B$ と仮定、PR と RS ネットワークの場合は $y = a \times \log x + b$ と仮定して最小二乗近似した際の推定線である。

パケット送受信要求の発生確率の割り当て方とルーティングの違いによる大きな差はない。平面グラフである LS ネットワークと RNG は N_t に対して平均到達ホップ数が $\sqrt{N_t}$ 程度であった。PR 及び RS ネットワークの場合は 4.5.2 の平均最小ホップ数と比べて、LS ネットワーク及び RNG との差が少なくなった。また Greedy ルーティング+Self-Avoiding を用いた時よりも、Compass ルーティング+Self-Avoiding を用いた時の方が、LS ネットワークと RNG との差はより小さくなった（表 4.8, 4.9, 4.10, 4.11 参照）。これは Compass ルーティングがリンク交差により角度が小さくとも宛先ノードからの距離が遠い隣接ノードに転送することにより、経由ノード数が増加したためである。

表 4.8 最小二乗近似による B の値 (Greedy ルーティング+Self-Avoiding)

	LS	RNG
FS	0.41	0.46
EXP	0.42	0.43
岐阜ー滋賀	0.41	0.41
金沢ー福井	0.42	0.43
京阪	0.38	0.4
名古屋	0.41	0.42

表 4.9 最小二乗近似による B の値 (Compass ルーティング+Self-Avoiding)

	LS	RNG
FS	0.4	0.42
EXP	0.42	0.42
岐阜ー滋賀	0.41	0.4
金沢ー福井	0.41	0.4
京阪	0.38	0.39
名古屋	0.41	0.4

表 4.10 最小二乗近似による a の値 (Greedy ルーティング+Self-Avoiding)

	PR 10%	RS 10%	PR 30%	RS 30%
FS	3.9	4.6	2.2	3.17
EXP	4.09	4.73	2.36	3.26
岐阜ー滋賀	2.42	4.06	1.23	3.02
金沢ー福井	2.01	3.62	1.01	2.57
京阪	2.39	3.61	1.39	2.69
名古屋	2.85	4.12	1.55	3.0

表 4.11 最小二乗近似による a の値 (Compass ルーティング+Self-Avoiding)

	PR 10%	RS 10%	PR 30%	RS 30%
FS	6.03	8.0	4.77	8.43
EXP	6.04	8.51	5.12	9.04
岐阜ー滋賀	3.95	6.22	3.02	6.01
金沢ー福井	3.39	5.89	2.67	5.67
京阪	3.69	5.93	3.07	6.37
名古屋	4.55	6.66	3.59	6.77

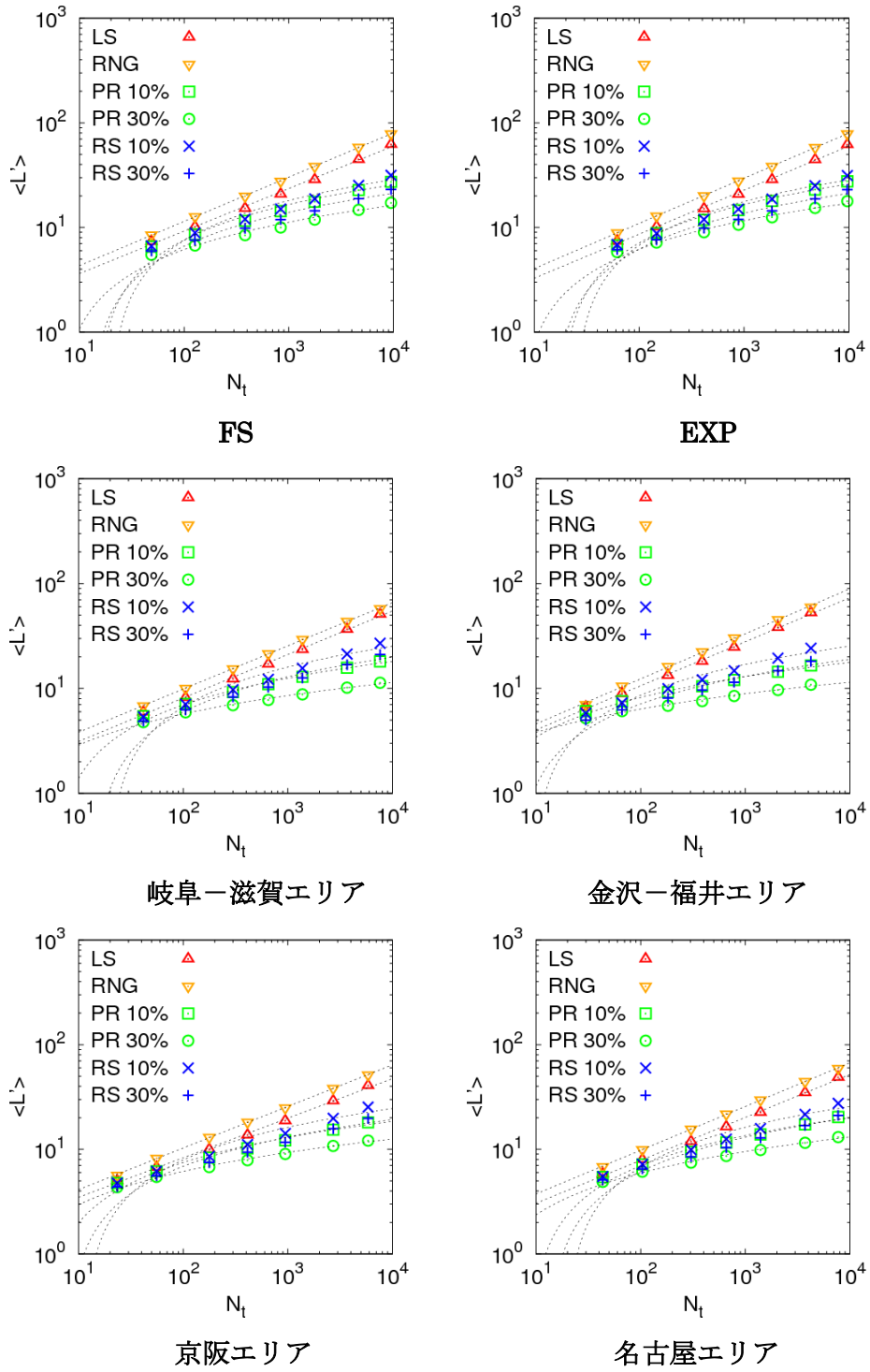


図 4.33 平均到達ホップ数 $\langle L \rangle$

パケットルーティング : Greedy ルーティング+Self-Avoiding

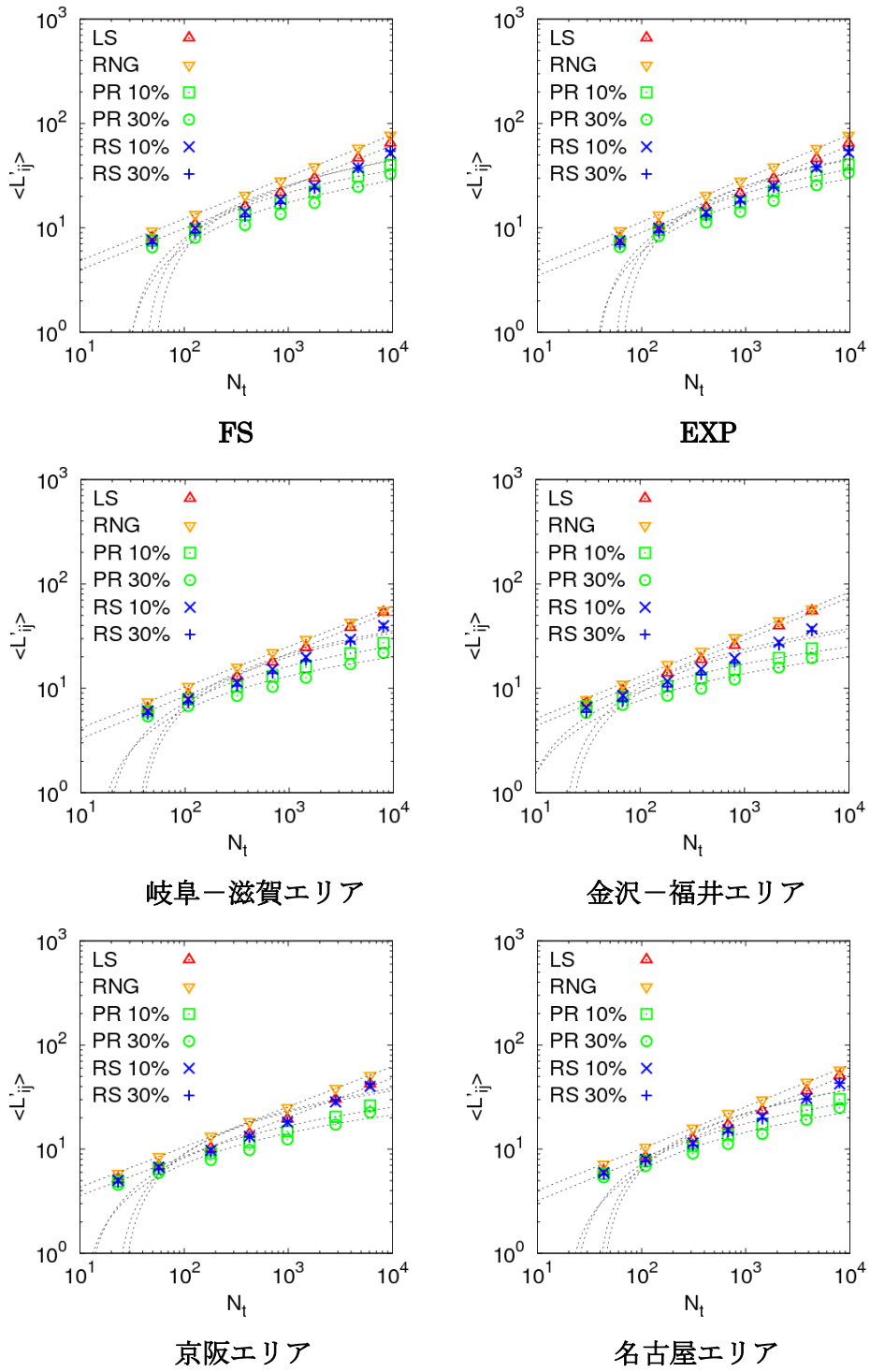


図 4.34 平均到達ホップ数 $\langle L' \rangle$

パケットルーティング：Compass ルーティング+Self-Avoiding

4.5.5 局所情報を利用したルーティングによる平均到達距離長 $\langle D' \rangle$

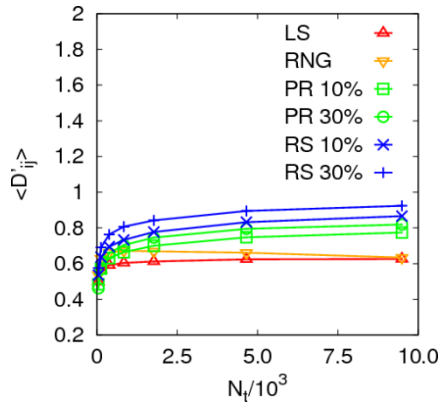
ノードの位置等の空間的な制限を考慮した場合、より短い経路長で宛先に到達できるかという点も重要である。本項では Greedy (Compass) ルーティング+Self-Avoiding を用いてパケットを流した場合に平均してどの程度の距離でパケットが宛先に到達しているのかという平均到達距離長 $\langle D' \rangle$ を調べる。ただし、平均到達距離長はリンクの淘汰やショートカットを張る際に用いたルーティングと同様のものを使用する。平均到達距離長が小さい方が宛先に短い距離で届けやすいため、値は小さい方が望ましい。なお、パケット発生を 10000 回行った際の結果である。

宛先に到達したパケット i が到達するまでにかかった距離長を d'_i 、到達したパケット数の合計を P_{reach} とすると、平均到達距離長は以下の式から求めることができる。

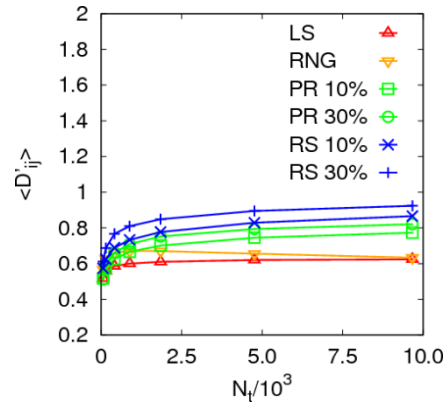
$$\langle D' \rangle = \frac{1}{P_{reach}} \sum d'_i$$

図 4.35 及び 4.36 の縦軸は平均到達距離長、横軸は初期ネットワークサイズ N_0 に応じて生き残ったノード数 N_t を表している。まず LS ネットワークと RNG はパケット送受信要求の発生確率の割り当て方及びルーティングの違いによらず、ほぼ 0.4 から 0.6 程度で一定である。

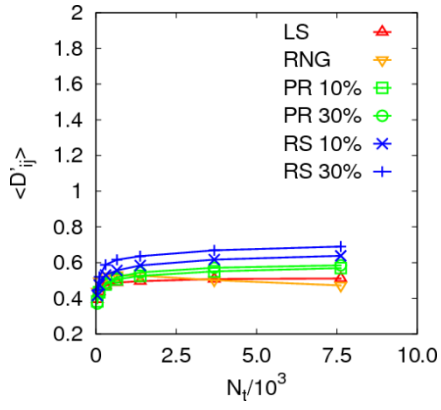
一方、RS ネットワークの平均到達距離長が Compass ルーティング+Self-Avoiding を用いた場合に Greedy ルーティング+Self-Avoiding を用いた場合よりも大きい。これは、Compass ルーティングが角度のみを考慮して次に転送するノードを決めるためである。ショートカットを付加することによりリンク交差が生まれ、宛先ノードとの角度だけに注目すれば小さい角度だが、宛先ノードから遠く離れた隣接ノードにも転送される可能性がある。その結果、宛先ノードに到達するまでに Greedy ルーティング+Self-Avoiding より多くのリンク数が必要になる。



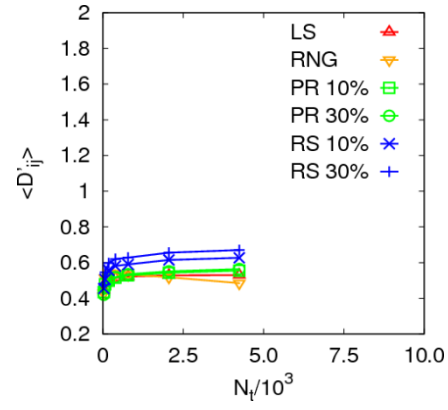
FS



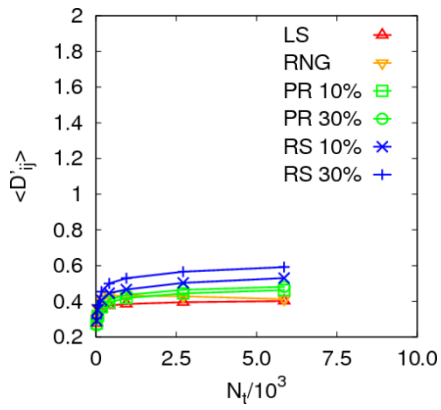
EXP



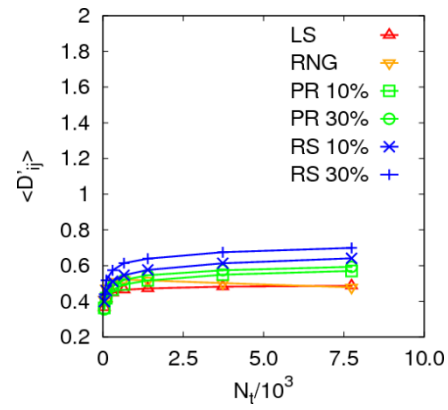
岐阜ー滋賀エリア



金沢ー福井エリア



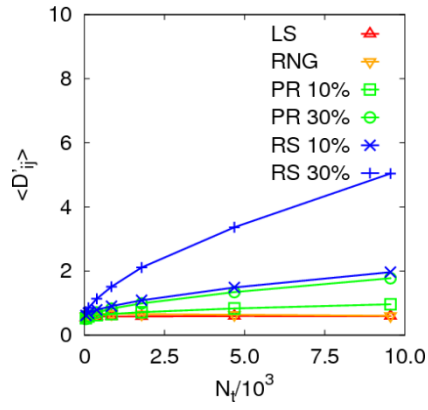
京阪エリア



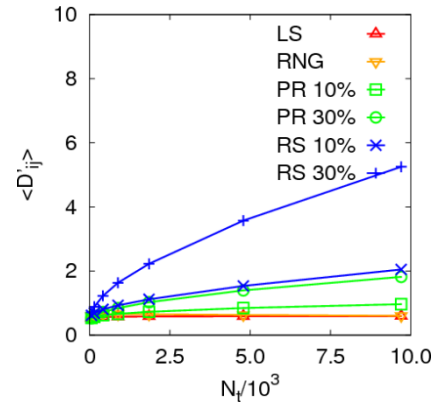
名古屋エリア

図 4.35 平均到達距離長 $\langle D' \rangle$

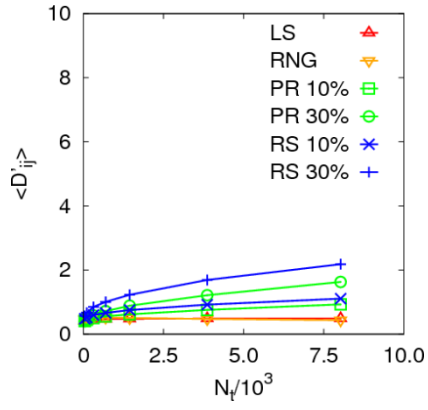
パケットルーティング : Greedy ルーティング+Self-Avoiding



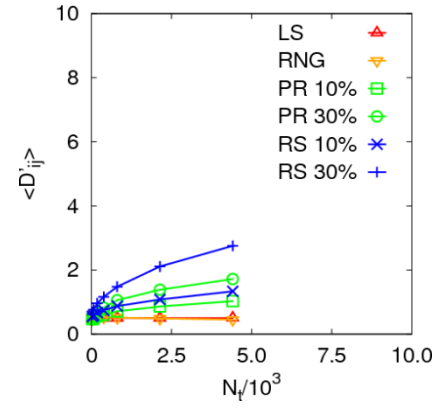
FS



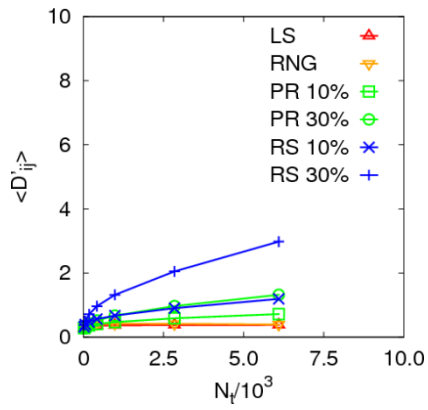
EXP



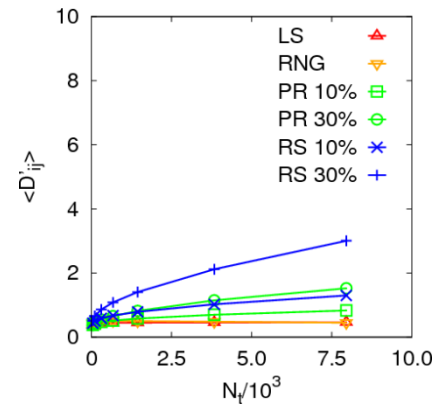
岐阜-滋賀エリア



金沢-福井エリア



京阪エリア



名古屋エリア

図 4.36 平均到達距離長<ltmath>\langle D' \rangle</math>

パケットルーティング：Compass ルーティング+Self-Avoiding

4.6 頑健性

現在のインターネット構造をはじめとした極少数の次数が大きいノード（ハブ）とその他多くの次数が小さいノードで構成される SF ネットワークは災害等のランダムな故障には大きな耐性がある。その理由はランダムにノード選択した場合、ハブが選択される可能性は低く、ハブ以外の次数が小さいノードが選択される可能性が高いためである。次数が小さいノードが除去された場合、そのノード周辺部分は機能不全に陥る可能性はあるが、その影響がネットワーク全体に広がることはないため、全体としての機能は保つことができる。一方、極少数のハブを意図的に狙った集中攻撃には非常に脆弱であり、連結性が失われた結果、ネットワーク全体が機能不全に陥ってしまう問題がある。

本節では、提案手法により生成されたネットワークが、災害等を想定したランダムな故障とテロを想定した意図的な攻撃への耐性を調べる。具体的には、故障もしくは意図的な攻撃を想定したノード除去を行った後に残るネットワークの最大連結成分（ノード除去後に互いに連結している部分のノード数の最大値 S ）と最大連結成分以外で孤立しているクラスタの平均ノード数（平均孤立クラスタサイズ） $\langle s \rangle$ がピークになる時のノード除去率 f を比較する。平均孤立クラスタサイズがピークになる時、最大連結成分が大きく分断されて、平均孤立クラスタサイズが極大になる現象が起こる。なお最大連結成分が崩壊した臨界状態をネットワーク全体の機能を保つことができなくなった状態とする。以上の点から頑健性を調べるための具体的な指標を以下に示す。

4.6.1 ランダムな故障を想定したノード除去

- 最大連結成分の割合 S/N
- 平均孤立クラスタサイズ $\langle s \rangle$

4.6.2 意図的な攻撃を想定したノード除去

- 最大連結成分の割合 S/N
- 平均孤立クラスタサイズ $\langle s \rangle$

4.6.1 ランダムな故障を想定したノード除去

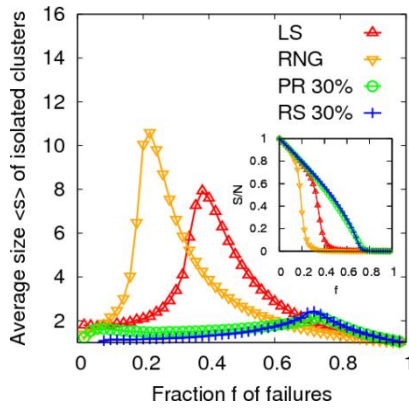
本項では災害等を想定したランダムな故障への耐性について調べる。ランダムな故障を想定したノード除去は、全てのノードからランダムに1つノードを選択し、除去するという処理を指定した除去ノード数に達するまで行うという方法である。なお、故障率 f における除去ノード数は以下の式から求めることができる。

$$\text{除去するノード数} = \text{故障率 } f \times \text{故障前の元のネットワークサイズ } N$$

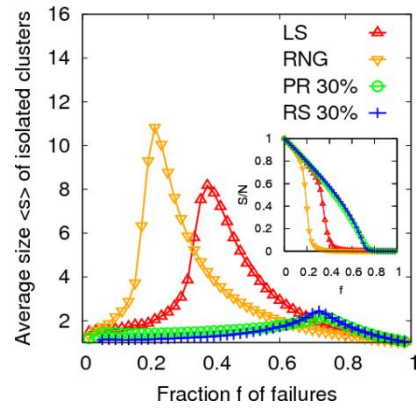
図 4.37 及び図 4.38 の図中右下の小さい図は縦軸に故障前の元のネットワークサイズ N に対する最大連結成分の割合 S/N 、横軸に故障を想定したノード除去率 f を取ったグラフである。また、図 4.39 及び図 4.40 自体は縦軸に平均孤立クラスタサイズ $\langle s \rangle$ 、横軸に故障を想定したノード除去率 f を取ったグラフである。

図 4.37 及び図 4.38 から、パケット送受信要求の発生確率の割り当て方ルーティングの違いによる大きな差はない。平均孤立クラスタサイズ $\langle s \rangle$ の値がピークになる時の故障率 f の値がネットワークが大きく分断してしまう臨界値である。ピークになる時の故障率 f で比較すると、各グラフでもっとも早く平均孤立クラスタサイズのピークが表れるのは RNG で、ピーク時の故障率 f は 0.2 程度、次にピークが現れる LS ネットワークの場合はピーク時の故障率 f は 0.4 程度と脆弱である。

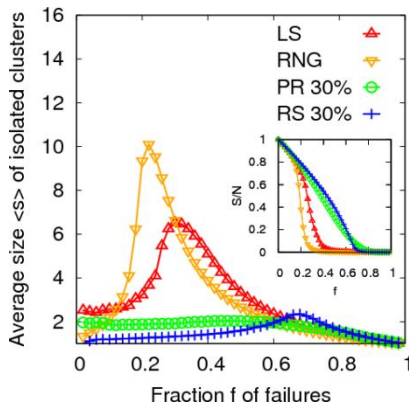
一方、ショートカットを付加した PR と RS ネットワークの場合は平均孤立クラスタサイズがピーク時の故障率 f は 0.7 程度であり、LS ネットワーク及び RNG と比較するとかなり頑健である。これは RNG や LS ネットワークの平均次数が 2 から 3 程度と非常に小さく、小さい除去率でもネットワークが大きく分断してしまうが、ショートカットを付加することで平均次数が 4 から 5 程度と大きくなり、大きな除去率でも耐えられるようになったためである。



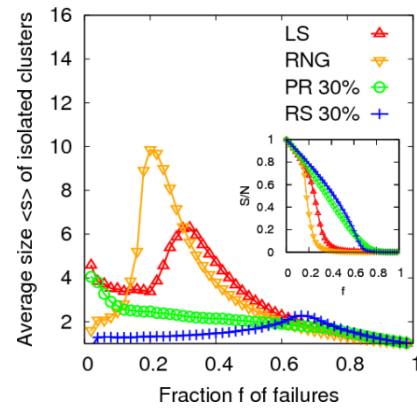
FS



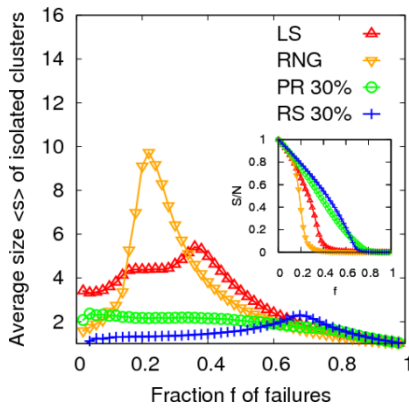
EXP



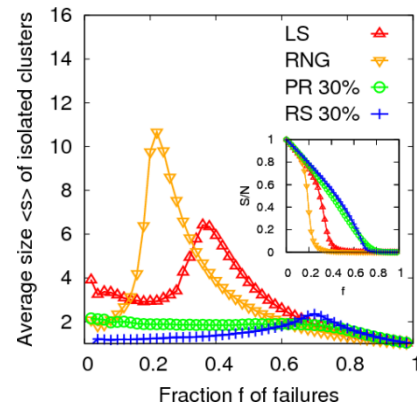
岐阜-滋賀エリア



金沢-福井エリア

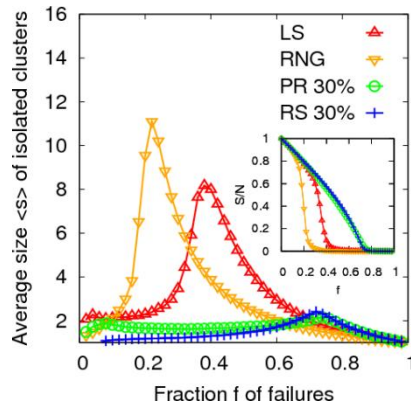


京阪エリア

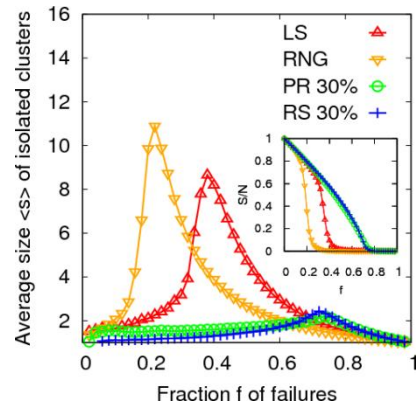


名古屋エリア

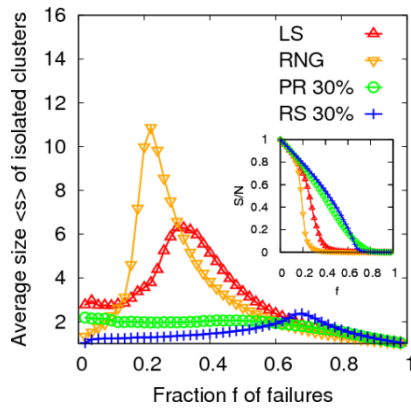
図 4.37 ランダムな故障に対する頑健性
パケットルーティング : Greedy ルーティング+Self-Avoiding



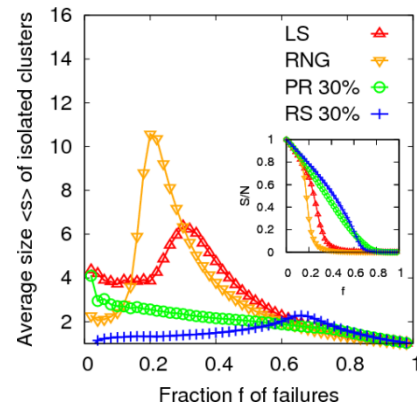
FS



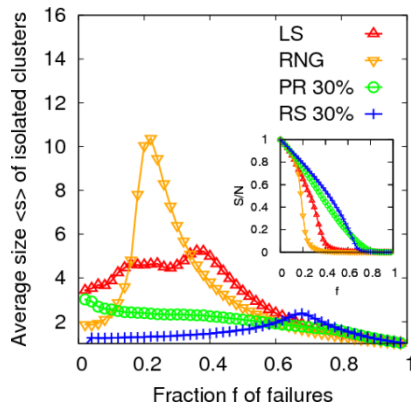
EXP



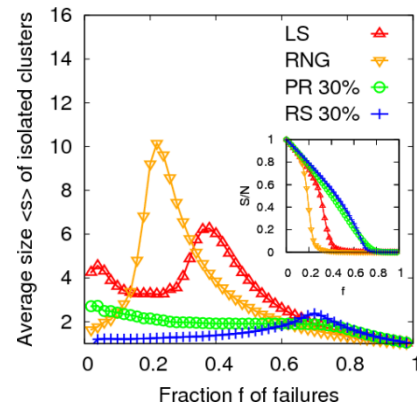
岐阜-滋賀エリア



金沢-福井エリア



京阪エリア



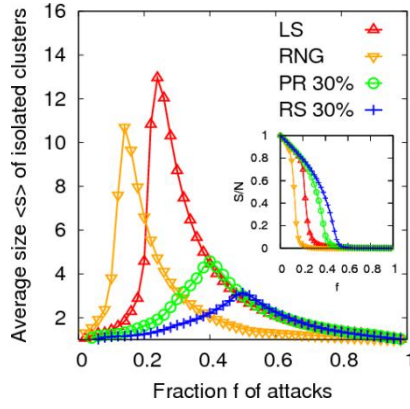
名古屋エリア

図 4.38 ランダムな故障に対する頑健性
パケットルーティング：Compass ルーティング+Self-Avoiding

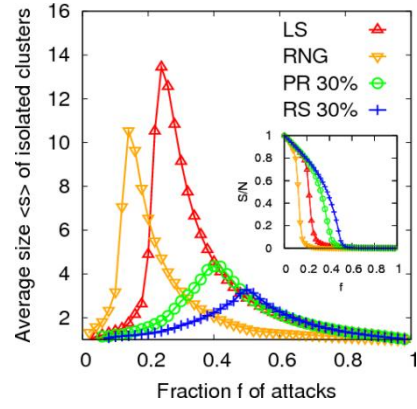
4.6.2 意図的な攻撃を想定したノード除去

本項ではテロ等による意図的な攻撃への耐性について調べる．意図的な攻撃を想定したノード除去の具体的な方法は，故障前の元のネットワークから次数が大きい順にノードをソートしたリストを作成し，次数が高いノードから順に除去するという方法である．なお，1つノードを除去すると除去されたノードに隣接しているノードの次数が減少しリスト内で順番が入れ替わることも考えられるが，本研究では一度作成したリストに変更を加えずにノード除去を行う．

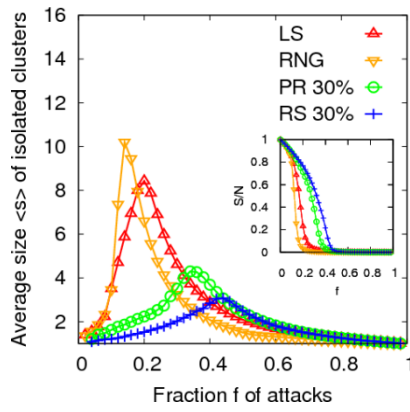
図 4.39 及び図 4.40 からパケット送受信要求の発生確率の割り当て方，ルーティングの違いによる大きな差はない．故障を想定したノード除去の場合と同様に **RNG** は除去率が 1 割程度，**LS** ネットワークも除去率が 2 から 3 割程度でピークに達しているため脆弱である．一方，**PR** と **RS** ネットワークは故障を想定したノード除去の場合と同等までとはいかなかったが，**PR** ネットワークが 4 割，**RS** ネットワークは 5 割程度まで最大連結成分が崩壊せずショートカット付加しないネットワークと比較すると頑健である．同じ本数ショートカットを張っているにも関わらず，**PR** ネットワークより **RS** ネットワークの方が頑健である理由は，ショートカットの張り方の違いである．**PR** ネットワークはパケット送受信要求の発生確率が高いノード周辺に多くのショートカットが張られる傾向があるため，**RS** ネットワークよりも大きな次数のノードがしやすい．その大きな次数のノードが優先的に除去されてしまうため，**PR** ネットワークは **RS** ネットワークよりも頑健でなくなってしまう．一方 **RS** は生き残ったネットワーク上に満遍なくショートカットを付加できるため，ウィークポイントとなるノードがでにくいいため頑健である．



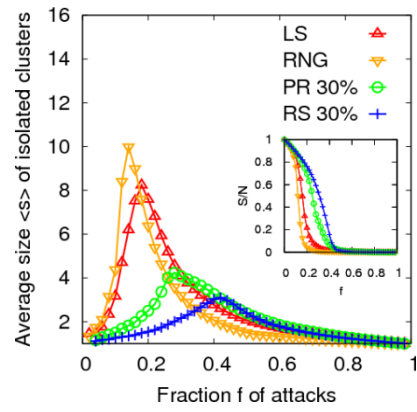
FS



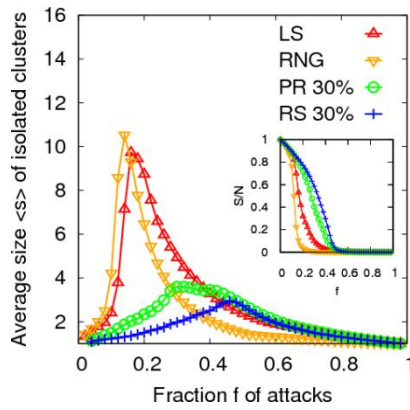
EXP



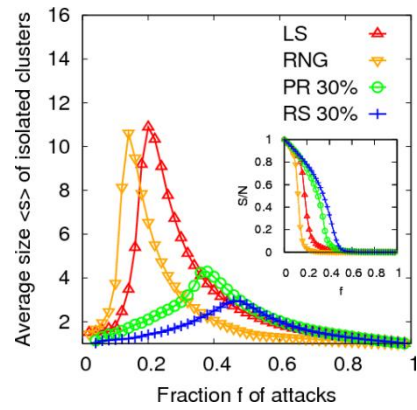
岐阜-滋賀エリア



金沢-福井エリア



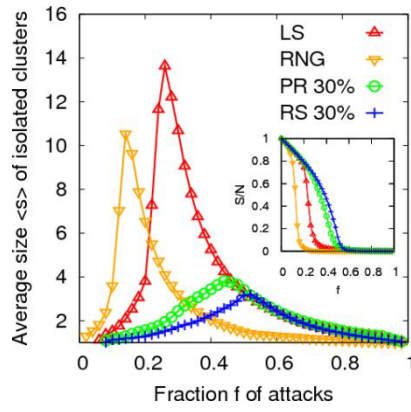
京阪エリア



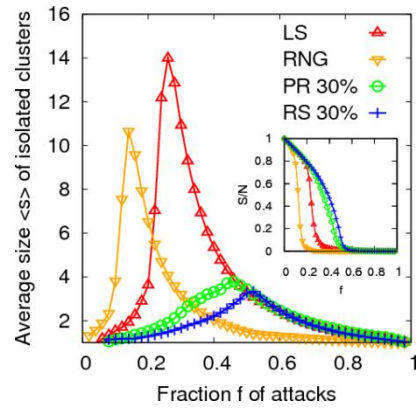
名古屋エリア

図 4.39 意図的な攻撃に対する頑健性

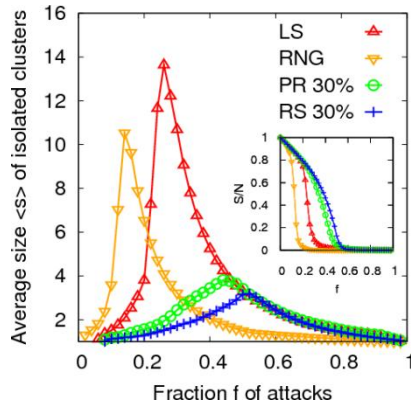
パケットルーティング : Greedy ルーティング+Self-Avoiding



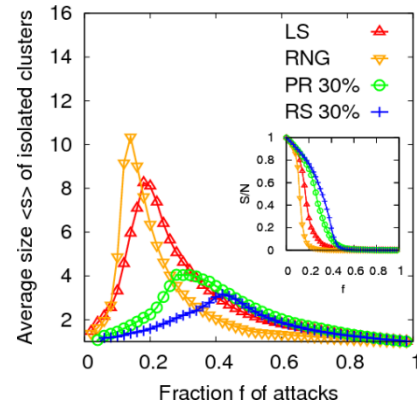
FS



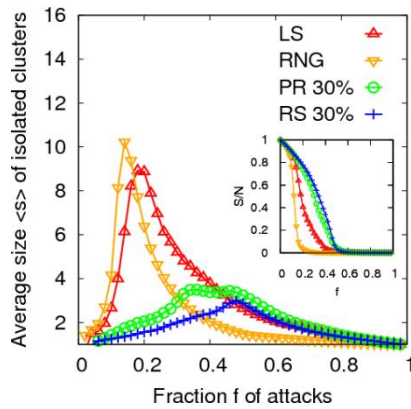
EXP



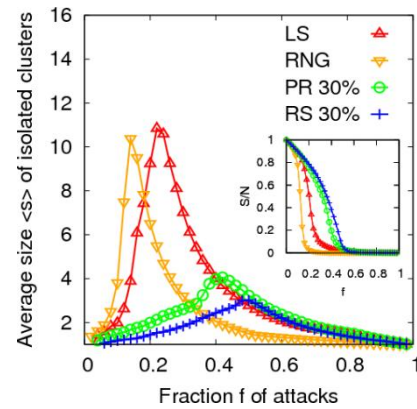
岐阜ー滋賀エリア



金沢ー福井エリア



京阪エリア



名古屋エリア

図 4.40 意図的な攻撃に対する頑健性

パケットルーティング : Compass ルーティング + Self-Avoiding

第5章

結論

本研究は、従来のリワイリングモデルにおける問題点を改善したリンク淘汰とショートカット付加によりネットワークを生成する手法を提案した。具体的には次世代アドホックネットワークでの利用を想定して、ガブリエルグラフを初期構成とした。また、ルーティングは局所情報を用いた **Greedy** ルーティングと **Compass** ルーティングを提案し、到達率向上のために **Self-Avoiding** を導入した。なお、パケット送受信要求を人口分布に応じて発生させることで現実に近いトラフィックを想定した。

ショートカットを付加する方法は従来モデルのショートカット付加方法に改良を加え、少ないショートカット数でも遠距離のノードを繋ぎ、パスを強化するようなショートカット付加方法と任意の 2 ノード間にショートカットを付加する方法を提案した。以上の点を取り入れたネットワーク生成手法により構築されたネットワークの構造特性、通信効率、頑健性を調べた。その結果のまとめを以下に示す。

① 構造特性

可視化結果から、人口密度が高い領域にあるノードとリンクは生き残り、人口密度が低い領域にあるノードとリンクは淘汰されることがわかった。可視化結果以外の特性はパケットの送受信要求の発生確率の割り当て方とルーティングの違いによらず大きな差はなかった。

リンクを淘汰した **LS** ネットワークの生き残ったノード数 N_t とリンク数 M_t は、初期ネットワークサイズ N_0 に比例していることがわかった。次数分布と平均次数から、ショートカットを付加した場合でも次数が 10 以下のノードが多く、次数が 10 以上のノードはほとんど存在しなかった。これは初期構成であるガブリエルグラフの平均次数が小さいことが理由である。

リンク交差がない **LS** ネットワークと **LS** ネットワークのノード配置を利用してリンクを相対近傍グラフに張り替えた **RNG** の総リンク長は N_t^γ ($\gamma \approx 0.5$) 程度であるのに対して、パスを強化するようにショートカットを付加した **PR** ネットワーク

と任意の 2 ノード間にショートカットを付加した RS ネットワークの総リンク長は N_t^γ ($\gamma \approx 0.85$) 程度であった。

② 通信効率

パケット到達率は RNG 以外 1.0 に近く高い到達率であった。任意の 2 ノード間を最小ホップで繋いだ場合、その経由数は LS ネットワークと RNG で $\sqrt{N_t}$ 程度、ショートカットを付加したネットワークはハブがないにも関わらず $\log N_t$ 程度まで小さくなる SW 性を持っていることがわかった。また、任意の 2 ノード間を最短距離で繋いだ場合のノード間の距離はショートカット付加の有無によらず差はほぼなかった。

一方、局所情報を利用したルーティングでパケットの転送を行った場合、宛先ノードへの平均到達ホップ数は LS ネットワークと RNG で $\sqrt{N_t}$ 程度、PR ネットワークと RS ネットワークは $\sqrt{N_t}$ と $\log N_t$ の中間程度まで小さくなることがわかった。また、宛先ノードへの平均到達距離長は Greedy ルーティング+Self-Avoiding を用いた場合はネットワークによる差はほぼなかったが、Compass ルーティング+Self-Avoiding を用いた場合はショートカットを付加したネットワーク（特に RS ネットワーク）の値が大きかった。これは、Compass ルーティングが角度のみを考慮して次の転送先を決めるためである。

全体的な傾向として、宛先ノードへの平均到達距離長以外の指標はパケットの送受信要求の発生確率の割り当て方とルーティングの違いによる大きな差はなかった。

③ 頑健性

各ネットワークにおいて、不慮な故障を想定したノード除去と意図的な攻撃を想定したノード除去に対してネットワークが大きく分断した際の臨界値となるノード除去率の比較を行ったところ、パケットの送受信要求の発生確率の割り当て方とルーティングの違いによる大きな差はないことがわかった。

不慮な故障を想定したノード除去に対する耐性は、ショートカットを付加する前の RNG の場合は全体のノード数に対して 2 割程度のノード除去率、LS ネットワークの場合は 4 割程度のノード除去率がネットワークを大きく分断する臨界値であった。また、ショートカットを付加した RS ネットワークと PR ネットワークはどちらも 7 割程度のノード除去率まで耐えることができた。

一方、意図的な攻撃を想定したノード除去に対する耐性は、RNG の場合は 1 割程度のノード除去率、LS ネットワークは 2 割程度のノード除去率がネットワークを大きく分断する臨界値であった。PR ネットワークは 4 割程度のノード除去率、RS ネットワークは 5 割程度のノード除去率まで耐えられる頑健なネットワークであった。

今回の結果から、考えられる課題として以下の 2 点が考えられる。まず 1 つ目が各ノードにパケットを蓄積するキューの機能を考慮した場合である。本研究ではパケットは独立に転送させていたが、実際には輻輳の問題が生じる。そこで、キューを考慮しなかった場合と比較してパケット到達率や到達にかかる時間の変化を調べ、ネットワークに掛かる負荷を **Betweenness centrality** を用いて、その最大値と分布及び負荷具合の可視化して注目する。負荷がかかりやすい点を特定することで、集中的な強化を行うことが可能となる。

一方、意図的な攻撃を想定したノード除去の耐性がショートカットを付加した場合でも 5 割程度のノード除去でネットワークは大きく分断してしまったが、不慮の故障を想定したノード除去のように 8 割程度まで耐えられることが望ましい。

意図的な攻撃を想定したノード除去の耐性が低い原因は初期構成であるガブリエルグラフの平均次数が低いことが考えられる。そこで、初期構成をガブリエルグラフ以外の（例えば平均次数が高いランダムグラフのような）構造に変化させた場合に意図的な攻撃に対する頑健性の向上が考えられる。

以上のような改善策を取り入れたモデルで生成されたネットワークの特性を明らかにすることにより、将来的に目的に応じたネットワークが設計図なしで構築できるようになることが期待される。

参考文献

- [1] Albert-László Barabási 著, 青木薫 訳, “新ネットワーク思考～世界のしくみを読み解く～”, NHK 出版, ISBN : 4-14-080743-11, 2002.
- [2] Mark Buchanan 著, 阪本芳久 訳, “複雑な世界, 単純な法則”, 草思社, ISBN : 4-7942-1385-9, 2005.
- [3] 林幸雄, “ネットワーク科学の拡がり”, 情報処理学会誌, Vol 49, No.3, 2008.
- [4] 林幸雄, “Scale-free ネットワークの生成メカニズム”, 応用数理, Vol. 14, No.4, 2004.
- [5] Yukio Hayashi, and Jun Matsukubo, “Geographical effects on the path length and the robustness in complex networks”, Physical Review E, Vol. 73, 2006.
- [6] 林幸雄, “ネットワーク科学に基づいたロバストな情報通信ネットワーク”, 電気学会誌, Vol. 140, No. 5, 2010.
- [7] Réka Albert, and Albert-László Barabási, “Error and attack tolerance of complex networks,” Nature, Vol, 406, 2000.
- [8] 林幸雄 編著, “ネットワーク科学の道具箱 つながりに隠された現象をひもとく”, 近代科学社, ISBN : 978-4-7649-0346-3, 2007.
- [9] Yukio Hayashi, “Evolutionary construction of geographical networks with nearly optimal robustness and efficient routing properties”, Physica A, Vol. 388, 2009.
- [10] Yukio Hayashi, and Jun Matsukubo, “Improvement of the robustness on geographical networks by adding shortcuts”, Physica A, Vol. 380, 2007.
- [11] Atushi Tero, et al., “Rules for Biologically Inspired Adaptive Network Design”, Science, Vol. 327, No. 22, 2010.
- [12] Suyong Eum, Shinichi Arakawa, and Masayuki Murata, “Self Organizing Topology Transformation for Peer-To-Peer”, IEICE TRANS. COMMUN, Vol. E93-B, No.3, 2010.

- [13] 今崎泰浩, “アドホックネットワークにおける効率的な経路探索法の提案とその評価”, 筑波大学 修士論文, 2005.
(<http://www.sk.tsukuba.ac.jp/SSE/degree/h16/200335207.pdf>)
- [14] Wen-Xu Wang, et al., “Traffic dynamics based on local routing protocol on a scale-free network,” *Physical Review E*, Vol. 73, 2006.
- [15] Soon-Hyung Yook, et al., “Modeling the Internet's large-scale topology”, *PNAS*, Vol. 99, 2002.
- [16] Sang-Woo Kim, Jae Dong Noh, “Instability in a Network Coevolving with a Particle System”, *Physical Review Letters*, Vol. 100, 2008.
- [17] Sang-Woo Kim, Jae Dong Noh, “Structural phase transition in evolving networks”, *Physical Review E*, Vol. 80, 2009.
- [18] Ikeda Nobutoshi, “Network formed by traces of random walks”, *Physica A* Vol. 379, 2007.
- [19] Ikeda Nobutoshi, “Network formation determined by the diffusion process of random walkers”, *Physics A*, Vol. 41, 2008.
- [20] Ikeda Nobutoshi, “Impact of initial lattice structures on networks generated by traces of random walks”, *Physica A*, Vol. 389, 2010.
- [21] Chai K Toh 著, 構造計画研究所 訳, “アドホックモバイルワイヤレスネットワーク—プロトコルとシステム—”, 共立出版, ISBN : 4-320-09739-4, 2003.
- [22] Xiang-Yang Li, et al., “Distributed Construction of a Planar Spanner and Routing for Ad Hoc Networks”, *Proc. Of INFOCOM*, Vol.3, No. 2, 2002.
- [23] Bernard M. Waxman, “Routing of Multipoint Connection,” *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol. 6, No. 9, 1988.
- [24] Azzudine Boukerche, “Handbook of Algorithms for Wireless Networking and Mobile Computing”, Chapman and Hall/CRC, ISBN : 978-1584884651, 2005.
- [25] Marc Barthélemy, Alessandro Flammini, “Modeling Urban Street Patterns”, *Physical Review Letters*, Vol. 100, No. 13, 2008.
- [26] 古山正雄 著, “造形数理”, 共立出版, ISBN : 978-4320076754, 2002.