

特別研究報告

題目

大規模ネットワーク障害に対応可能なオーバレイルーティング手法

指導教員

中野 博隆 教授

報告者

堀江 拓郎

平成 20 年 2 月 19 日

大阪大学 基礎工学部 情報科学科

大規模ネットワーク障害に対応可能なオーバレイルーティング手法

堀江 拓郎

内容梗概

地震，風水害，テロなどの大規模災害に対するコンピュータネットワークの対策に関しては未だ体系的に議論されておらず，災害発生時においてもネットワークの十分な信頼性を確保することは難しい．通常，高信頼なネットワークは冗長性に優れた構成を組むことにより実現されるが，インターネットにおける IP ルーティングプロトコルでの転送経路切替方法では短時間での切替は困難である．また，IP 層の機能強化を行う場合にも，共通基盤に新しい機能を付加することにより，それに付随する制御が種々派生し，その複雑さによってアーキテクチャの破綻を招く恐れがある．

また，これまでのネットワーク制御に関する研究の多くはコストと性能のトレードオフを論じるものであり，非常時などにおける障害は確率的には非常に小さい発生事象にも関わらずコストが大幅に増大するため，これまであまり検討されていない．また，それらの中でもネットワークの高信頼化を実現する研究はあったが，それらのほとんどは単一障害を仮定しており，大規模なネットワーク障害に関する研究はほとんど行われていない．

そこで本報告では，現状の IP における種々の問題を克服する短中期的な手法として近年注目されているオーバレイネットワーク技術を用いて，大規模なネットワーク障害が発生した際に従来の BGP による IP ルーティングでは到達不可能，もしくは到達不可能な状態から到達可能な状態までの回復に長い時間を要する AS 間通信を，短時間で復旧する手法の提案を行う．提案手法はプロアクティブ型障害回復手法をオーバレイルーティングに適用したものであり，障害発生後，即座に代替設定を用いて経路制御を行うことができる．

提案手法の有効性の評価は数値計算によって行い，複数ノードの障害発生時の復旧可能性，ネットワークの到達性，および切り替え後のネットワークにおける平均経路長の評価を行うことにより確認する．その結果，提案手法を用いることにより隣接 2 ノードの障害発生時には，平均経路長を平常時とほぼ変えることなく，ネットワークの到達性を最大で 14%改善できることがわかった．また，ランダムな障害が発生する場合においても，同様に提案手法によって平均経路長を増大させることなく到達性を改善できることがわかった．

目次

1	はじめに	5
2	オーバーレイネットワークを用いたネットワーク障害回復手法	7
2.1	リアクティブ型障害回復手法	7
2.2	プロアクティブ型障害回復手法	8
2.3	Resilient Routing Layers [1]	8
3	提案手法	12
3.1	RLS 作成方法	12
3.1.1	ハブ法	12
3.1.2	属性法	14
3.1.3	下位優先ランダム法	15
3.1.4	一様ランダム法	15
3.1.5	次数降順法	16
3.1.6	次数昇順法	17
3.2	適用 RL の選択方法	17
4	RLS の性能評価	18
4.1	評価環境・条件	18
4.2	評価結果・考察	18
4.2.1	ランダム障害の場合	18
4.2.2	隣接ノード障害の場合	28
5	まとめと今後の課題	36
	謝辞	37
	参考文献	38

目次

1	RLS の例	10
2	グループ化対象ノード	19
3	ランダム障害発生時における各 RLS の P_{safe}	22
4	ランダム障害発生時における各 RLS の到達性	23
5	ランダム障害発生時における各 RLS の平均経路長	24
6	ランダム障害発生時における各 RLS の経路長分布	25
7	ランダム障害発生時に作成 RL 数 L を変化させたハブ法の性能	26
8	ランダム障害発生時に属性の数を变化させた属性法の性能	27
9	隣接ノード障害発生時における各 RLS の P_{safe}	30
10	隣接ノード障害発生時における各 RLS の到達性	31
11	隣接ノード障害発生時における各 RLS の平均経路長	32
12	隣接ノード障害発生時における各 RLS の経路長分布	33
13	隣接ノード障害発生時に作成 RL 数 L を変化させたハブ法の性能	34
14	隣接ノード障害発生時に属性の数を变化させた属性法の性能	35

表目次

1	RLSの作成方法	13
2	RLS作成時に与えるパラメータ	20

1 はじめに

わが国は地震，風水害などいろいろな災害に遭遇してきた．一方，コンピュータ，インターネット，モバイルネットワーク等の普及，および光や無線技術の進展を背景として情報ネットワークは急速に変貌しつつあるが，災害対策の面からは未だ体系的に議論されていない．このため，高速 IP ネットワークなどの今後の情報ネットワークが，災害時においても十分な信頼性を確保することは難しいといえる [2]．

2004 年に発生した新潟県中越地震の直後には，安否確認等を目的とする全国から新潟県あての通信および県内相互通信が急増した．そのため，通信トラヒック量は平常時に比べ，固定電話で約 50 倍，携帯電話で約 45 倍に達し，約 6 時間にわたり輻輳状況となり，固定電話，携帯電話ともにつながりにくい状態となった [3]．このような大規模災害時の危機管理における具体的な問題意識の 1 つとして，情報伝達に関する問題が指摘されている．災害時における危機管理システムを円滑に維持，運営するためには，災害時のネットワークの信頼性を向上する必要がある，高い耐故障性を持つ情報インフラの整備が不可欠である [4]．さらに，今後は電話による音声通信のみならず，文書や画像といった多様なデータを用いた危機管理システムの必要性が高まると予想されるため，電話網だけでなく，インターネットにも同様の災害対策が必要になる．

通常，高信頼なネットワークは冗長性に優れた構成を組むことにより実現され，現用面の装置に故障が発生した場合には，予備面を用いて転送を行うことにより通信を復旧することが可能となる．しかし，インターネットの経路制御をつかさどる IP ルーティングプロトコルでの転送経路切替は，ネットワークを構成する各装置が故障箇所を把握し，最適な経路を再計算した後に新しい経路として採択するという方法のため，短時間での転送経路の切替は困難である [5]．

ネットワーク機器やリンク，およびそれらを制御するソフトウェアを冗長化し，障害発生時に冗長系へ切り替えるような手法において重要となるのは制御コストと性能のトレードオフであり，既存研究の多くはこの点に着目している．そのため，大規模災害やテロ，大規模停電などによって引き起こされる大規模なネットワーク障害に対しては発生確率が小さいにも関わらずコストが大幅に増大するため，対応が極めて困難となる．また，これまでのネットワークの高信頼化を目指した研究のほとんどは，障害発生モデルとして単一障害を想定している．一方，大規模災害，テロ，ルータソフトウェア (OS) の不具合などによって発生すると考えられる，複数のネットワーク構成要素が同時に故障するような大規模，かつ，面的なネットワーク障害に関する研究はほとんど行われていない．さらに，IP ネットワークに対する同種の研究も少ないといえる．この理由として，IP そのものが軽度の障害発生に対しては代替経路の発見が比較的短時間に行われることが挙げられる．しかし，インターネッ

トの AS 間経路制御を行っている Border Gateway Protocol (BGP) は障害が大規模である場合や、ある特定のトポロジ環境下においてはネットワーク接続性が低下し、代替経路発見および経路の収束に非常に長い時間 (数分～数時間) を必要とすることが指摘されている。また、そもそも BGP には Count-to-Infinity 問題があるために経路収束にかかる理論上限は存在しない [6]。そのため、BGP の経路収束時間を改善するための様々な手法が提案されている [7-9] が、そのほとんどは BGP や TCP/IP などのプロトコルそのものの改変を必要とするため、導入には標準化作業が必要となり、現在のインターネットへの適用は困難であると考えられる。さらに、AS 間リンクにはトランジットリンクやピアリングリンクなどのコスト構造が異なるリンクが存在し、各 Internet Service Provider (ISP) はそれらの経済的成本や政治的思惑を考慮してトラヒックの経路制御を行っている。このことは大規模ネットワーク障害の発生などの非常時におけるネットワーク接続性にも影響を与えられ [10, 11]。

そこで本報告では、現状の IP における種々の問題を克服する短中期的な手法として近年注目されているオーバーレイネットワーク技術を用いて、大規模なネットワーク障害が発生した際に従来の BGP による IP ルーティングでは到達不可能、もしくは到達不可能な状態から到達可能な状態までの回復に長い時間を要する AS 間通信を、短時間で復旧する手法の提案を行う。提案手法はプロアクティブ型オーバーレイルーティングの一種であり、障害発生後、即座に代替設定を用いて経路制御を行うことができる。提案手法の有効性は、CAIDA [12] が BGP トラヒックの計測を行い公開している AS ネットワークトポロジを用いて検証し、提案手法が単一 AS の障害のみに留まらず、複数 AS の障害発生時においても BGP による IP ルーティングに比べて高い到達性を実現し、かつ障害発生後の平均経路長が理想的な場合に比べてほとんど増加しないことを示す。

本文の構成は以下の通りである。2 章では関連研究としてリアクティブ型、およびプロアクティブ型の障害回復手法、およびオーバーレイルーティング技術の適用例に関して述べる。また、提案手法の基とした Resilient Routing Layers (RRL) [1] の概要について述べる。3 章では提案手法を説明し、4 章において AS 間トポロジデータを用いた性能評価例を示す。最後に 5 章で本稿のまとめと今後の課題を述べる。

2 オーバレイネットワークを用いたネットワーク障害回復手法

オーバレイネットワークとは、IP ネットワーク層の上のアプリケーション層に独自の論理ネットワークを構築するものである。例えば、P2P ネットワーク、Grid ネットワーク、IP-VPN サービスなどが挙げられる。これらのアプリケーションはある特定のサービスを前提として論理ネットワークを構築し、それぞれのアプリケーションのポリシーに従ってアプリケーショントラフィックの制御を行う。さらに、特定のアプリケーションを前提とせず、トラフィックのルーティングそのものを目的とする、オーバレイルーティングと呼ばれる技術も登場しつつある [11]。提案手法はこの技術を用いるものである。

また、ネットワーク障害回復手法には、大別するとリアクティブ型のものとプロアクティブ型のものがある。本章では、これらの概要、およびオーバレイルーティング技術を用いた障害回復手法の適用例について説明する。

2.1 リアクティブ型障害回復手法

リアクティブ型障害回復手法とは、ネットワーク障害を検出した後に、障害に応じた復旧処理内容を算出し、実行することによって障害から回復を行う障害回復技術である。具体的には、ネットワークから定期的にルーティング情報や到達性情報を取得することによって障害を検出し、その情報をもとに代替経路の算出を行い、新しい経路をネットワーク中に伝播させることにより、障害からの回復を行う技術である。リアクティブ型障害回復手法は、発生した障害に応じて動的に代替経路の計算や経路情報の伝播などを行うことを前提としているため、あらかじめ障害箇所を予測する必要がなく、様々な障害に柔軟に対応できる。一方、より早く障害を検出するためにはネットワークに関する情報をより多く、かつ頻繁にノード間で交換する必要があるため、大規模なネットワークに適用することは難しい。また、障害発生後の新たな経路計算結果をネットワーク全体へ伝播させる必要があるため、経路が安定するまでに時間がかかるという欠点を持つ。

リアクティブ型障害回復手法を適用したオーバレイルーティング手法の例として、Resilient Overlay Network (RON) [13] が挙げられる。RON の参加ノードは定期的にその他の全参加ノードとの間の伝送遅延時間、パケット廃棄率などを計測し、計測結果を全ノードへ送信する。そうして得た自身の情報と、他の参加ノードから受け取った情報を基にルーティングを行う。各ノード間の計測の際に障害検知が可能であるため、その情報を他のノードとの間で交換することにより、ネットワーク全体の障害発生に関する情報を BGP に比べて短時間で得ることができる。しかし、オーバレイネットワークはフルメッシュ接続を前提とし、総当りによって情報を取得しているため、参加ノード数の 2 乗に比例した量、および頻度で情報

交換が行われる。すなわち，RON はネットワーク帯域と引き換えに障害の早期検出，早期復旧を可能にする方法であり，小規模ネットワークや利用帯域に余裕のあるネットワークなど，特定の条件化においては非常に有効な方法である。しかし，一般的なネットワークはコストの面から必要最小限の構成が成されており，既存の，特に大規模なインターネット環境に適用するには問題点が多いと考えられる。

2.2 プロアクティブ型障害回復手法

プロアクティブ型障害回復手法とは，リアクティブ型障害回復手法とは対照的に，障害をあらかじめ予想し，事前に準備した復旧処理を行うことにより，障害からの早期復旧を目指す技術である。OSPF などの一般的なルーティングプロトコルでは，障害を検出したノードはそれを広告することになっており，プロアクティブ型障害回復手法はこのような情報を基に，どのノードに障害が発生したかを知り，復旧処理を適用する。プロアクティブ型手法はリアクティブ型手法のように平常時にはネットワークの観測を行わないため，障害が発生していない状況におけるコストを最小限に留めることができる。そのためプロアクティブ型手法はリアクティブ型手法に比べて適用するネットワーク規模に対するスケーラビリティに優れており，帯域に余裕のないネットワークにおいても適用可能な方法といえる。

本報告で提案する障害回復手法としては，大規模なインターネット環境に適用可能であり，かつ障害検知時にただちに障害回復を行うことができる，プロアクティブ型障害検出手法を用いるものとする。具体的には，簡潔，かつ拡張性に優れたプロアクティブ型経路制御手法の 1 つである Resilient Routing Layers (RRL) [1] を基として，大規模ネットワーク障害に対応可能な手法に拡張する。また，RRL には障害発生後のネットワークにおいても負荷分散を行えるように拡張した Multiple Routing Configurations (MRC) [14] があり，これと提案手法を統合することによって，性能のさらなる向上も可能であると考えられる。

2.3 Resilient Routing Layers [1]

RRL は元のネットワークトポロジに加えて，障害発生時に用いる Routing Layer (RL) と呼ばれるネットワークトポロジを事前に複数用意し，それらに対応したルーティングテーブルを用いることで障害発生時の経路制御を行う。障害発生時に用いるネットワークトポロジは，そのトポロジにおいて想定している障害が発生した際に，障害発生箇所を利用した経路が使われないように，元のネットワークトポロジからリンクを削除（リンクの重みを最大値に設定）したトポロジとなる。すなわち，障害が発生した際に，ネットワークの他の部分は障害の影響を受けずに通信を継続することが可能となる。

本報告では障害はノードに発生すると想定している．各 RL において障害発生が想定されているノードのことを隔離ノード (safe ノード)，作成した RL 群を Routing Layer Set (RLS) と呼ぶ．平常時の RL (元のネットワークトポロジをそのまま利用) を除くすべての RL には 1 つ以上の隔離ノードが存在する．また，各 RL においては，隔離ノードへのリンクの重みを最大値にしておくことで，隔離ノードを途中経路として用いないルーティングテーブルを持つことができる．このようにリンク重みを与えることによって，送受信先が隔離ノードの場合にのみ，隔離ノードへのリンクが選ばれる．あるノードに障害が発生すると，BGP による IP ルーティングではたとえ障害ノードを知りえたとしても，ネットワーク全体でのルーティングテーブルの収束に長い時間がかかる．しかし，RRL の場合には障害ノードを隣接ノードが知るだけで事前に準備しておいた RL を直ちに適用することができるため，そのノードが隔離ノードとなっている RL を選択して経路を切り替えることで，他のノード間通信が切断されることなく即座に障害回復後の経路を用いることができる．

RRL が作成する RLS の例を図 1 に示す．この図中の実線は正常なリンクを表し，破線は隔離ノードが持つ，その RL において削除されたリンクを表している．すなわち，各 RL においては，隔離ノードを送受信ノードとしない通信のためには，実線のリンクのみが使用できる．図 1(a) は，元のネットワークトポロジを示しており，障害が発生していない状況ではこの RL_0 を用いてルーティングを行う．同様に，図 1(b) はノード 1, 2, 3, 4 を隔離ノードにした RL_1 を，図 1(c) はノード 5, 6, 7, 8 を隔離ノードにした RL_2 をそれぞれ示している．このトポロジにおいてノード 5 に障害が発生した場合において，ノード 3 からノード 4 へ伝送を行うことを考える．元のトポロジによる通常のルーティングでは，ノード 3-5-4 という経路で伝送され，障害ノードを経由するためノード 4 まで伝送されない．しかし図 1(d) のように， RL_2 を用いることでノード 3-2-1-4 という経路が選択されるため，経路は長くなるもののノード 4 まで伝送が行われる．

RRL はネットワーク中のすべてのノードを RLS のいずれかの RL において隔離ノードにしておくことで，単一障害に対する 100% の復旧を可能にしている [14]．すべてのノードを隔離ノードにするために必要な RL 数は高々数～数十であり，記憶量に制限のあるような環境下でも実用に耐える．さらに，1 つの RL 内で隔離ノードになっている複数のノード障害に対しては，それらのノードに同時に障害が発生した場合も，復旧が可能である．一方，1 つの RL において多くのノードを隔離ノードにすると，その RL において使うことができないうリンクが増えるため，平均経路長が大きくなるという問題がある．また，多くの RL を用意することによって，より多くのパターンの障害に対応可能となるが，用意できる RL の個数は，ノードの記憶領域やルーティングを適用する際に必要となるパケットヘッダのビット数などにより制限を受ける．つまり，RL を何個用意し，それぞれの RL でどのノードをどれだけ隔離ノードにするか，という問題には，上述のような複雑なトレードオフが存在す

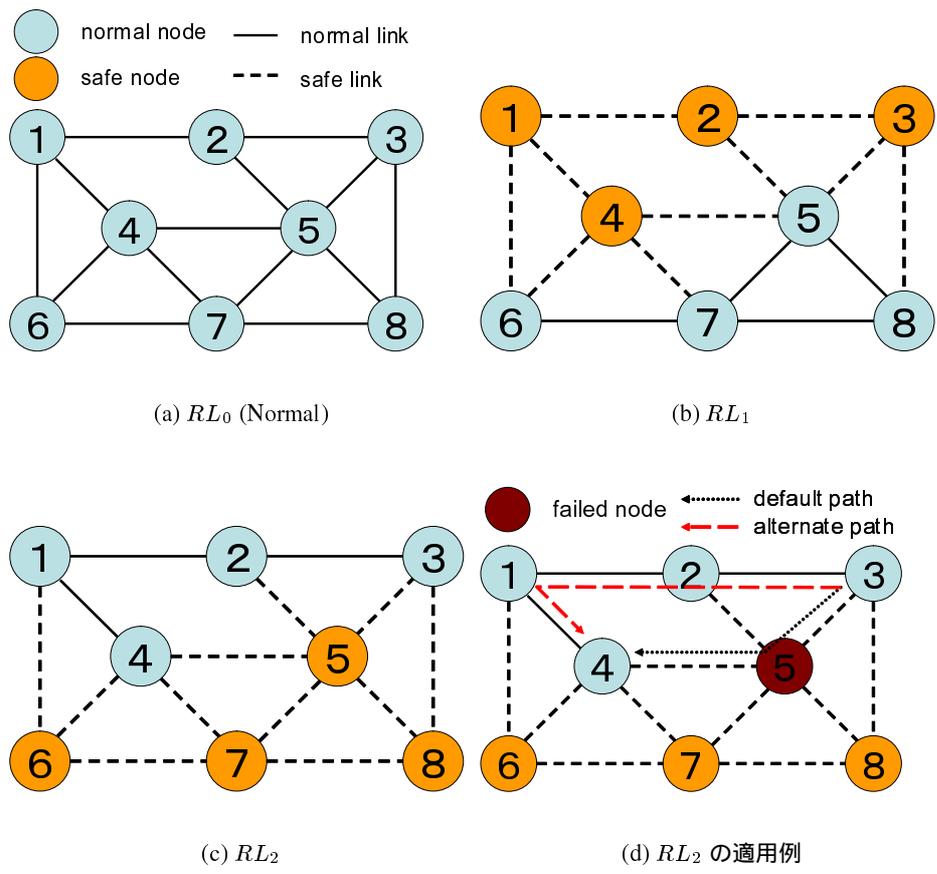


図 1: RLS の例

る．このため，これまでに RRL を利用して複数障害に対応する具体的な手法は提案されていない．

RRL は様々なレイヤにおける経路制御に適用可能である．例えば，[15] では MPLS ネットワークにおける経路制御に適用する方法について検討されている．また，IP ネットワークにおいても，ルーティングに使用する RL を指定するために IP パケットヘッダの未使用部分を利用することで，IP ルーティングに適用することができると考えられる．しかし，これらの方法は，既存プロトコルの変更が必要になるため，広域ネットワークで利用するためには標準化作業が必要となる．

そこで本報告では，アプリケーションレベルの制御手法であり，既存の IP ネットワーク上での早期展開が可能となる，オーバーレイルーティング技術を用いて RRL を実現することを前提とする．オーバーレイルーティングを用いることによって，上述したようなプロトコルの標準化作業などを避けることができるため，サービスを早期に展開することが可能となる．また，通常は BGP によって利用可能な AS が限定されているピアリングリンクを，その他の AS 間通信における経路途中のリンクとして用いることが可能となる．これにより代替経路の選択肢が広がり，IP ルーティングでは不可能であった経路を用いることも可能である．さらに，ピアリングリンクを活用することによって，元のネットワークトポロジを用いてルーティングを行うよりも平均経路長が短くなることも期待される．

障害が発生した際には，IP 層のルーティングプロトコルによって知らされる障害ノードの情報を基に適用可能な RL を探し，その RL 識別子をパケットヘッダに加えることで他のノードに対して用いる RL を指定する．これにより，すべてのノードに障害情報が伝わる以前から，RL を用いた経路制御が可能となる．また，RL のために必要となる識別子の大きさは， $\log(\text{RL の個数})$ [bits] で抑えられるため，特にアプリケーションレベルでオーバーレイルーティングを行う場合には，実用上問題にはならないと考えられる．

[1] では起こりうる障害は単一障害のみを想定しており，複数障害へ効果的に対応可能な RLS の作成方法については言及されていない．そこで 3 章では複数障害に対応可能な RLS 作成のためのアルゴリズムを複数提案し，それらの有効性を評価する．

3 提案手法

本章では，RRL を用いて複数障害に対応するための RLS 作成手法を提案する．対象とする RLS の作成方法の概略を表 1 に示す．本報告においては，起こりうる可能性が高い複数障害として，隣接する複数ノードの障害，および同じ性質¹を持つノード群の障害を想定し，それぞれに効果的と考えられる RLS の作成方法としてハブ法，および属性法を提案する．また，比較のために簡易な方法で RLS を作成可能な下位優先ランダム法，および一様ランダム法，各ノードの次数を考慮して作成する次数降順法，および次数昇順法をあわせて説明する．アルゴリズムの詳細については以降で述べる．

また，障害発生時において，発生した障害に適用可能な，すなわち，障害が発生したすべてのノードが隔離ノードになっている RL が存在し，残りのノードが 100%の到達性を確保できる確率を P_{safe} と定める．

3.1 RLS 作成方法

3.1.1 ハブ法

多くのノードとの接続関係を持ち，次数の大きいハブノードは，障害が発生するとネットワーク全体の到達性に大きな低下を引き起こす．そこで，本手法はハブノード，およびハブノードの隣接ノードに障害が発生した場合に復旧が可能となるように RLS を作成する．本手法はハブノードとその隣接ノードを隔離ノードにするため，その RL においては多くのリンクが使用できなくなることから，平均経路長が長くなる恐れがある．その対策として，隔離ハブノードに接続しているノードのうち，最も次数の高いノードは同じ RL においては隔離ノードにしないことで，できるだけ利用可能なリンク数を減らさないようにしている．また，ハブ法はノードが複数の RL において隔離ノードになる可能性がありうる手法である．

また，次数の低いノード同士が接続されている場合などにおいては，上記手法では隔離ノードにできないノードが存在する．そのため，追加的に RL を用意し，それらのノードをランダムに隔離ノードにする．このランダム部分の RL において，既に隔離ノードになっているノードも同時に隔離ノードにすることを許可すれば（重複ハブ法），多くのノードを同時に隔離ノードにすることになり， P_{safe} が向上すると考えられる．以下に本手法の作成アルゴリズムを示す．

- 作成する RL の個数 L ，ランダムに隔離ノードにする RL の個数 L_{random} を与える．
- $1 \leq i < L - L_{random}$ である限り， RL_i を以下のように作成する．

¹同じ地域にある，もしくは同じルータソフトウェア(OS)の同じバージョンなどが想定される．

表 1: RLS の作成方法

方法	概略
ハブ法	ハブノードとその隣接ノードに基づきノードを選択し、隔離ノードにする ランダム部分の RL において、ノードは唯 1 度だけ隔離ノードになる
重複ハブ法	ハブノードとその隣接ノードに基づきノードを選択し、隔離ノードにする ランダム部分の RL において、ノードは複数の RL で隔離ノードになり得る
属性法	ノードの属性に基づきノードを選択し、隔離ノードにする ノードは唯 1 度だけ隔離ノードになる
重複属性法	ノードの属性に基づきノードを選択し、隔離ノードにする 複数の RL でノードは隔離ノードになり得る
下位優先 ランダム法	ランダム順にノードを選択し、下位 RL 優先で隔離ノードにする ノードは唯 1 度だけ隔離ノードになる
一様 ランダム法	ランダム順にノードを選択し、各 RL において一様に隔離ノードにする ノードは唯 1 度だけ隔離ノードになる
次数降順法	次数降順にノードを選択し、下位 RL 優先で隔離ノードにする ノードは唯 1 度だけ隔離ノードになる
次数昇順法	次数昇順にノードを選択し、下位 RL 優先で隔離ノードにする ノードは唯 1 度だけ隔離ノードになる

- 次数が i 番目に大きいハブノードを隔離ノードにする .
- そのハブノードに隣接する各ノードに以下の処理を行う .
 - * 隣接ノードの中で次数が最大でなく , かつ , ある隔離ノードへの唯一のリンクをこのノードが持たないならば , このノードを隔離ノードにする .
- $L - L_{random} \leq i < L$ である限り RL_i を以下のように作成する .
 - 作成した各 RL_k *s.t.* $1 \leq k < i$ のいずれでも隔離ノードでないノードについてランダム順に取り出し以下の処理を行う .
 - * RL_i のある隔離ノードへの唯一のリンクをこのノードが持たないならば , このノードを RL_i で隔離ノードにする .
 - ノードを複数の RL において , 重複して隔離ノードにすることが許可されていれば , 作成した各 RL_k *s.t.* $1 \leq k < i$ のいずれかで既に隔離ノードであるノードについてランダム順に取り出し以下の処理を行う .
 - * RL_i のある隔離ノードへの唯一のリンクをこのノードが持たないならば , このノードを RL_i で隔離ノードにする .
 - i を 1 つ進める .

3.1.2 属性法

本手法は同じ地域に存在する , あるいは同じ OS が用いられている , などの同じ性質を持つ複数のノードに同時に障害が発生した場合に , 高い到達性を保つことができるように RLS を作成する . すなわち , ノードに与えられた属性に基づき , 同じ属性を持つノードが同じ RL で同時に隔離ノードになるように RL を構成する手法である . 同じ属性を持つすべてのノードを 1 つの RL で隔離ノードにすることができない場合には , 複数の RL に分けてすべてのノードを隔離ノードにする . この際に , 1 つのノードを複数のノードで隔離ノードにすることを許すかどうかにより , 属性法 , および重複属性法に分かれる . この手法もハブ法の場合と同様に , 複数 RL で重複して隔離ノードにすると P_{safe} は向上するが , 逆に平均経路長が長くなると予想される . 本手法は障害の発生要因から効率的に RLS を作る手法の 1 つであると言え , さらに RLS を作成するためにかかる計算量も比較的少ないため , 適切な属性が与えられていれば非常に有効な方法である . 以下に本手法の作成アルゴリズムを示す .

- ネットワークのすべてのノードの属性集合 A を与える .
- $\forall a \in A$ について以下の処理を行う .

- ノードの属性が a であり，かつ，隔離ノードでないノードが存在すれば，ランダム順に取り出し以下の処理を行う．
 - * RL_{a_i} のある隔離ノードへの唯一のリンクをこのノードが持たないならば，このノードを RL_{a_i} で隔離ノードにする．
- ノードを重複して隔離ノードにすることが許可されており，かつ，ノードの属性が a であれば，そのノードをランダム順に取り出し以下の処理を行う．
 - * RL_{a_i} のある隔離ノードへの唯一のリンクをこのノードが持たないならば，このノードを RL_{a_i} で隔離ノードにする．
- ノードの属性が a であり，かつ，隔離ノードでないノードが存在し，そのノードを RL_{a_i} でこれ以上隔離ノードにできなければ i を 1 つ進めて $RL_{a_{i+1}}$ について同様の処理を行う．

3.1.3 下位優先ランダム法

本手法はノードをランダム順に取り出し，できるだけ多くのノードを 1 つの RL において隔離ノードにしていき，いずれの RL でも隔離ノードでないノードが無くなるまで順番に RL を作成する．本手法は RL 1 つ当たりの隔離ノード数が多くなるため，ランダムに複数障害が発生した場合に P_{safe} が高くなるように RLS を構成する手法である．一方，RL 1 つ当たりの隔離ノード数が非常に多くなるため，平均経路長が長くなると予想される．以下に本手法の作成アルゴリズムを示す．

- すべてのノードを隔離ノードにしない限り以下の処理を繰り返し， RL_i を作成する．
 - 作成した各 RL_k *s.t.* $1 \leq k < i$ のいずれでも隔離ノードでないノードについてランダム順に取り出し以下の処理を行う．
 - * RL_i のある隔離ノードへの唯一のリンクをこのノードが持たないならば，このノードを RL_i で隔離ノードにする．
- i を 1 つ進める．

3.1.4 一様ランダム法

本手法は，RL 1 つ当たりの隔離ノード数の上限 max_{safe} に至るまでノードをランダム順に取り出し，取り出したノードをその RL において隔離ノードとし，いずれの RL でも隔離ノードでないノードが無くなるまで RL を作成する．下位優先ランダム法に比べて，RL 1 つ

当たりの隔離ノード数が少ないために P_{safe} は低くなるが、反面、利用可能なリンクを多く残すことができるために、平均経路長が短くなる手法であると予想される。また、作成する RL 数が下位優先ランダム法よりも増すため、必要となる記憶量が比較的大きくなる。しかし、本手法は用いるネットワークの大きさに応じた max_{safe} を与えることで到達性と平均経路長のバランスがとれた手法となると考えられる。以下に本手法の作成アルゴリズムを示す。

- 1つの RL 中の隔離ノード数の上限値 max_{safe} を与える。
- すべてのノードを隔離ノードにしない限り以下の処理を繰り返し、 RL_i を作成する。
 - 作成した各 RL_k *s.t.* $1 \leq k < i$ のいずれでも隔離ノードでない各ノードについてランダム順に取り出し以下の処理を行う。
 - * RL_i のある隔離ノードへの唯一のリンクをこのノードが持たないならば、このノードを RL_i で隔離ノードにする。
 - * RL_i の隔離ノード数 = max_{safe} ならば、 i を1つ進める。

3.1.5 次数降順法

本手法は高次数のノードから順番に取り出し、そのノードが隔離ノードになるように RL を作成する、その RL において、取り出したノードが隔離ノードにできない場合は、次の RL において隔離ノードとすることで、すべてのノードをいずれかの RL で隔離ノードとなるように RLS を作成する。人為的な攻撃によってネットワークに障害が発生する際には、障害の影響が大きいハブノードが攻撃の対象となる可能性が高い。本手法はそのような高次数のノードに同時多発的に障害が発生するような場合に有効な RLS を作成できるといえる。また、一般的に次数が低いほど影響を与えるノードが減るため、同じ RL でノードを隔離ノードにしやすくなるという傾向を持つ。すなわち、次数降順にノードを隔離ノードにすることによって、次数昇順法と比べて、RL 1つ当たりの隔離ノード数が減少するため、 P_{safe} が小さくなるが、反面、使用可能なリンクの残存数が増えることによって平均経路長が短くなると予想される。以下に本手法の作成アルゴリズムを示す。

- すべてのノードを隔離ノードにしない限り以下の処理を繰り返し、 RL_i を作成する。
 - 作成した各 RL_k *s.t.* $1 \leq k < i$ のいずれでも隔離ノードでないノードについて次数降順に取り出し以下の処理を行う。
 - * RL_i のある隔離ノードへの唯一のリンクをこのノードが持たないならば、このノードを RL_i で隔離ノードにする。

- * そうでなければ, i を 1 つ進める .

3.1.6 次数昇順法

本手法は低次数のノードから順番に取り出し, そのノードが隔離ノードになるように RL を作成する, その RL において, 取り出したノードが隔離ノードにできない場合は, 次の RL において隔離ノードとすることで, すべてのノードをいずれかの RL で隔離ノードとなるように RLS を作成する. 本手法は RL 1 つ当たりの隔離ノード数が多くなるために, P_{safe} が高くなると考えられる. さらに, 次数の高いノードはほとんどが単独で隔離ノードになっているため, 平均経路長が下位優先ランダム法よりも短く抑えられると考えられる. しかし, 低次数のノードがネットワーク全体の到達性に与える影響は小さく, 到達性の改善度合は小さいと考えられる. 以下に本手法の作成アルゴリズムを示す.

- すべてのノードを隔離ノードにしない限り以下の処理を繰り返し, RL_i を作成する.
 - 作成した各 RL_k *s.t.* $1 \leq k < i$ のいずれでも隔離ノードでないノードについて次数昇順に取り出し以下の処理を行う.
 - * RL_i のある隔離ノードへの唯一のリンクをこのノードが持たないならば, このノードを RL_i で隔離ノードにする.
 - * そうでなければ, i を 1 つ進める.

3.2 適用 RL の選択方法

それぞれの RLS において, ルーティングの際に障害が発生したすべてのノードを隔離ノードにしている RL が存在すれば, その RL を適用してルーティングを行う. そのような RL が複数存在する場合には, その RL 中の隔離ノード数が最も少ない RL を適用するものとする. また, 適用可能な RL が存在する場合には, 障害発生ノード以外のノード間の到達性は完全に保障される.

一方, そのような RL が存在しなければ元のトポロジを用いるものとする. この際には, 通常のルーティングになるため, 障害が原因となってノード間の到達性が低下する.

4 RLS の性能評価

4.1 評価環境・条件

提案手法の評価に用いるネットワークポロジは，CAIDA [12] が BGP トラフィックの計測を行い公開している AS ネットワークポロジのデータベースである AS Relationships から JPNIC が管轄する AS のみをノードとして抽出し作成する．この際に，リンクを複数持たないノードは代替経路を持つことができないため，次数が 1 のノードとその隣接ノード (図 2(a))，および直列に繋がっているノード群と繋がっている先のノード (図 2(b)) をグループ化して 1 つのノードと見なす．また，ハブ法，属性法，および一様ランダム法の RLS を作成する際に与えるパラメータを表 2 に示す．

各ノードに属性法で用いる属性を与えるために，Graph Growing and Greedy Algorithm [16]，および Kernighan-Lin Algorithm [17] を用いてグラフを分割し，分割結果に応じて各ノードに属性を持たせる．このグラフ分割アルゴリズムはできるだけ分割グラフをまたぐリンクの数 (カットサイズ) が小さくなるようにグラフを分割する．そのため，作成された分割グラフはリンクが密な集合となるため，隣接ノード障害に対して属性法が有効となることが予想される．

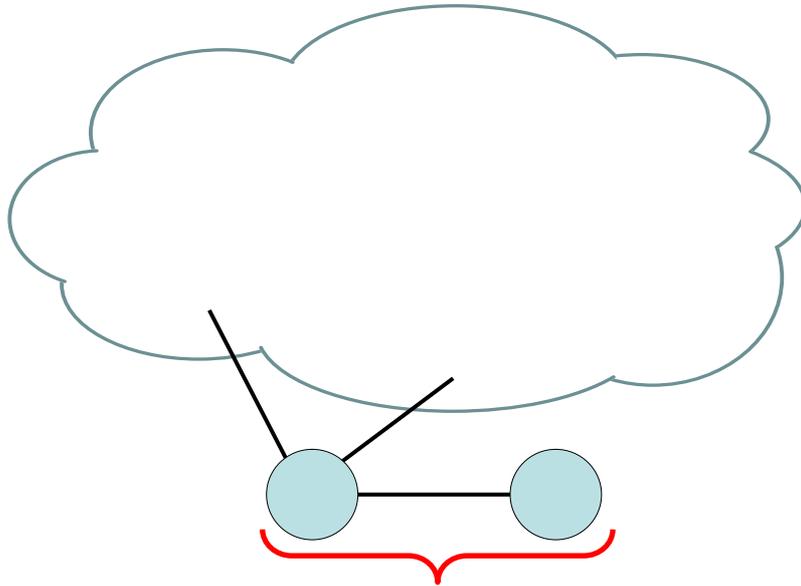
以降では，障害発生時に，障害に適用可能な RL が存在し，残りのノードが 100% の到達性を確保できる確率 P_{safe} ，障害ノードを送受信先に含まないすべてのノードペア間の到達性，到達可能なすべてのノードペア間の経路長の平均，および分布を各 RLS について評価する．発生させる障害は，ランダムに選択したノードに障害を発生させるランダム障害，および障害ノードに隣接するノードに障害を発生させる隣接ノード障害 (1 つ目の障害ノードはランダムに選択) である．

4.2 評価結果・考察

4.2.1 ランダム障害の場合

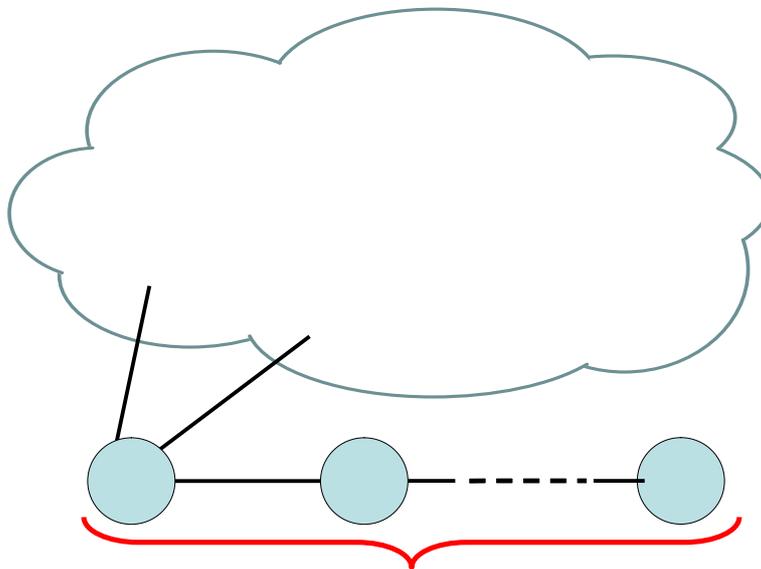
図 3 に，ランダム障害発生時における障害ノード発生数に対する P_{safe} の変化を示す．この図より，ランダム障害発生時に最も P_{safe} が高いものは重複ハブ法であり，次いで下位優先ランダム法，次数昇順法であることがわかる．これらの手法に共通することは，RL 1 つ当たりの隔離ノード数が大きいことである．すなわち，ランダム障害において P_{safe} を高く保つためには，できるだけ多くのノードを同じ RL で隔離ノードにする必要があるといえる．

図 4 に，各 RLS を用いた場合，元のトポロジを用いた場合，および理想的な RL (障害ノードだけを隔離ノードとする) を用いた場合のランダム障害発生時におけるノードペア間の到達性の変化を示す．この図より， P_{safe} が高い RLS によって到達性が改善されているこ



1 degree node and adjacent node

(a) 次数が 1 のノードとその隣接ノード



array nodes and adjacent node

(b) 直列に繋がっているノード群

図 2: グループ化対象ノード

表 2: RLS 作成時に与えるパラメータ

ハブ法	作成する RL の個数: L	10, 20, 30
	ランダム部分の RL の個数: L_{random}	2
属性法	分類する属性の集合: A	$ A = 4, 8, 16$
一様ランダム法	RL 1 つ当たりの 隔離ノード数の上限: max_{safe}	20

とがわかる．しかし，ランダムに複数の障害が発生した場合は，提案手法を用いない場合においても到達性が大きく低下することではなく，理想的な RL を用いたとしてもほとんど改善の余地はない．

図5に，各 RLS を用いた場合，元のトポロジを用いた場合，および理想的な RL を用いた場合の平均経路長の変化を示す．この図より，ハブ法，重複ハブ法の平均経路長が比較的長いことがわかる．これは，ハブノードとその隣接ノードを隔離ノードにすることによって，RL において利用できるリンク数が減少するために，ネットワークを大きく迂回しなければならないためであると考えられる．また，重複ハブ法において，障害ノードが2つ以上の場合に平均経路長が短くなっているのは，ランダム部分の RL を多く用いることで大きな迂回を必要としないためと考えられる．また，下位優先ランダム法と次数昇順法は平均経路長が比較的短いことがわかる．これは，これらの手法が隣接したノード群を同じ RL で隔離ノードにしていないために，小さな迂回を多用していることが原因であると考えられる．このことより， P_{safe} と到達性はトレードオフの関係にあることが推察される．また，その他の方法において P_{safe} が低くなると急激に平均経路長が増加しているが，これは障害に適用可能な RL が存在しない場合には元のトポロジを用いてルーティングを行うため，ピアリングリンクによる経路の短縮が行われなくなったことが原因と考えられる．またこの図から，すべての方法における平均経路長の差は高々0.1~0.2程度と小さいこともわかる．

図6に，各 RLS を用いた場合，元のトポロジを用いた場合，および理想的な RL を用いた場合の，障害ノードが1つと2つの際のランダム障害発生時における経路長分布を示す．この図より，各 RLS は総じて理想的な RL を用いた場合に比べて余分な迂回路を選択しているために経路長が長くなっているものの，顕著な差は見られないことがわかる．

ランダム障害発生時において，ハブ法の作成する RL の個数 L を 10, 20, 30 と変化させた場合の P_{safe} を図7(a)に，2ノードの障害発生時における経路長分布を図7(b)に示す．これらの図より，ランダム障害の場合にはハブ法は作成する RL の個数を変えたとしても，その性能にほとんど差は見られないことがわかる．これは，次数降順にハブノードを選ぶことによって，上位の RL では少数のノードだけが隔離ノードとなっているため，ランダム障害の場合においてはそれらの RL がほとんど用いられないためであると考えられる．

ランダム障害発生時において，属性法の属性の数を 4, 8, 16 と変化させた場合の P_{safe} を図8(a)に，2ノードの障害発生時における経路長分布を図8(b)に示す．これらの図より，ランダム障害においては4属性の場合が P_{safe} において最も優れているといえる．これは1つの RL でできるだけ多くのノードを隔離ノードにしている RLS が P_{safe} を高くできることが原因と考えられる．経路長分布においても4属性の場合が最も良い結果を示しているが，これは，8, 16属性の場合の P_{safe} が低いことから， P_{safe} が高い4属性の場合は，その他の場合に比べて途中経路にピアリングリンクを多く用いることができたためと考えられる．

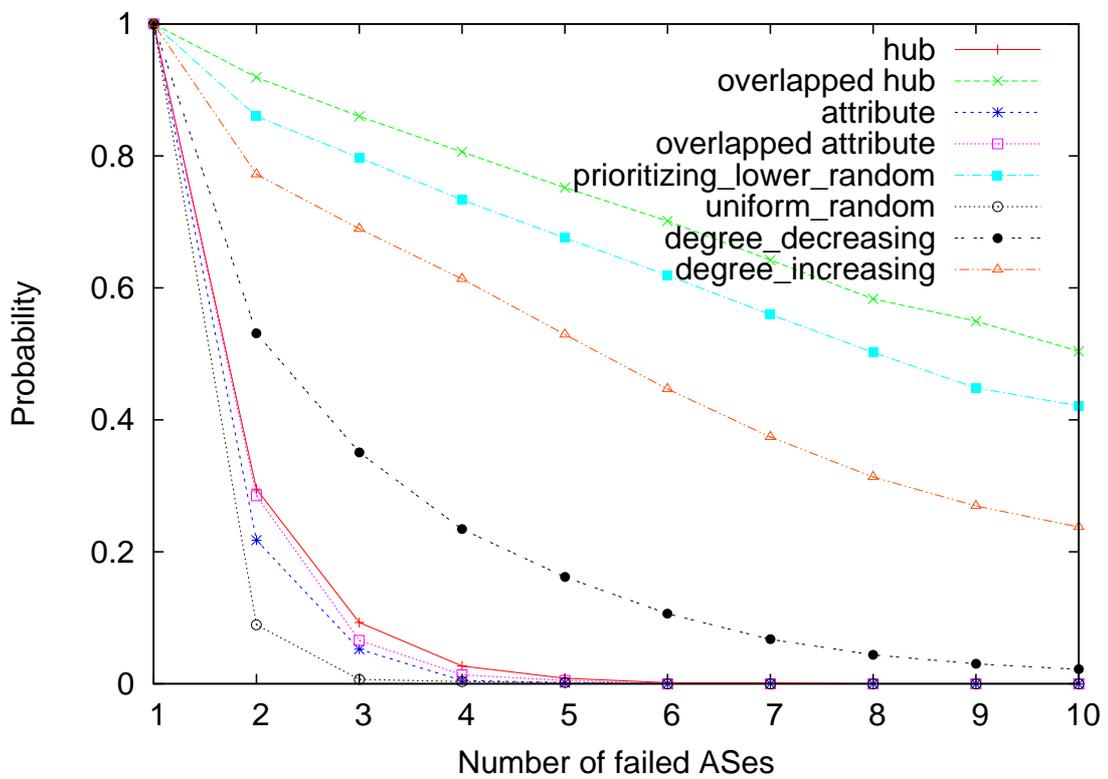


図 3: ランダム障害発生時における各 RLS の P_{safe}

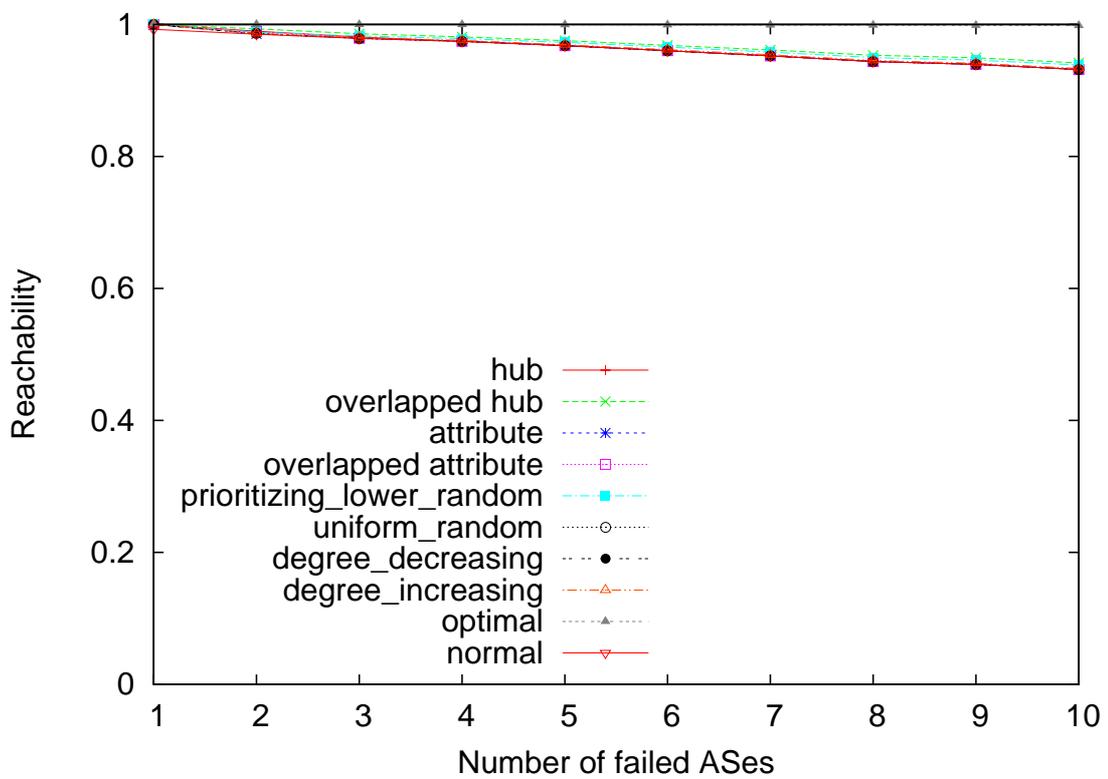


図 4: ランダム障害発生時における各 RLS の到達性

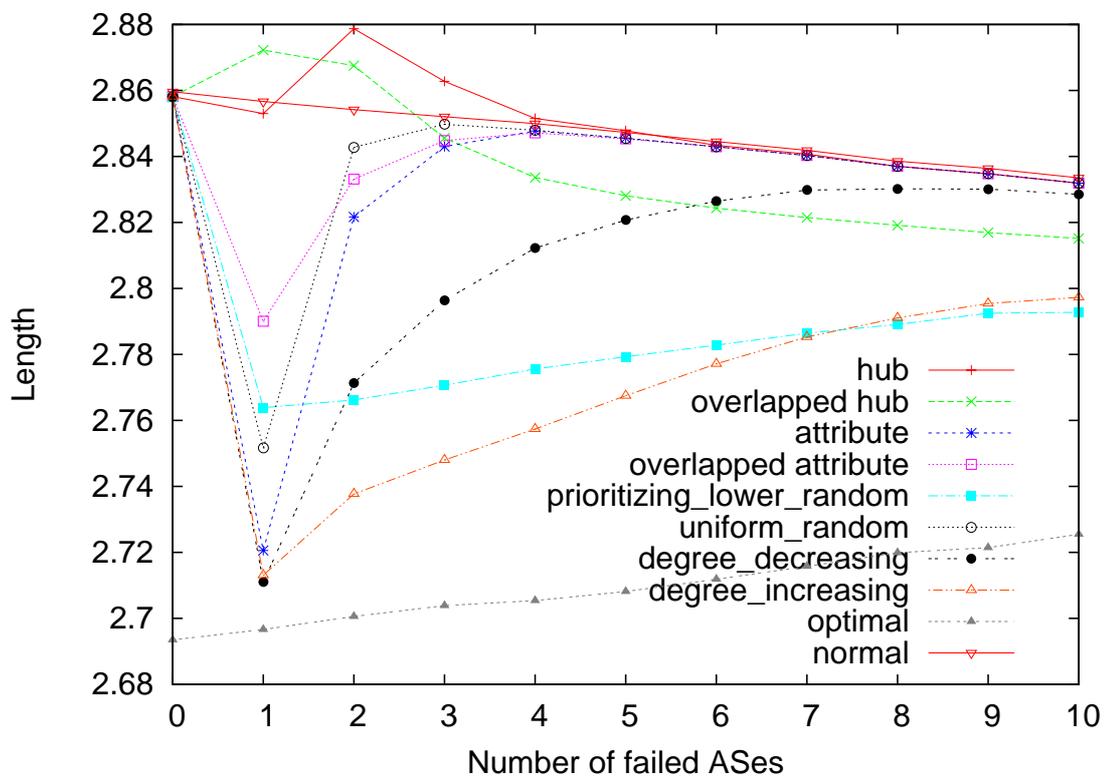
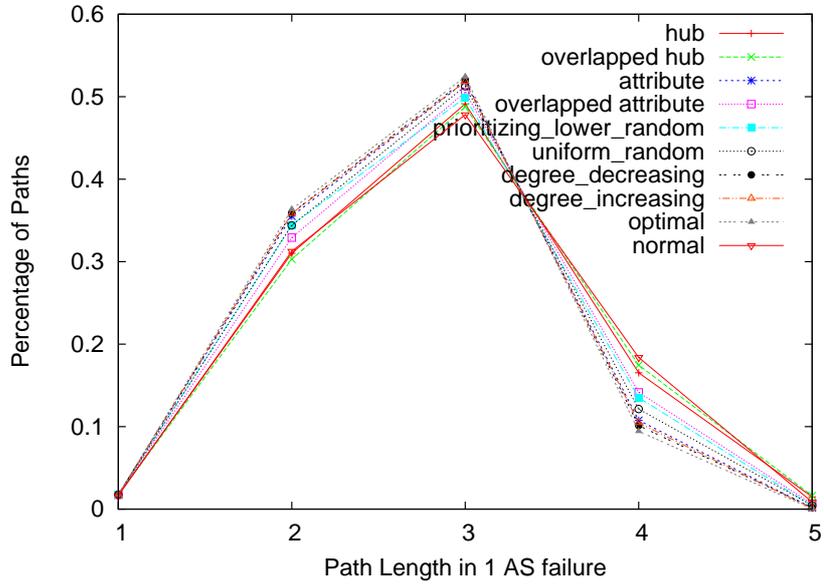
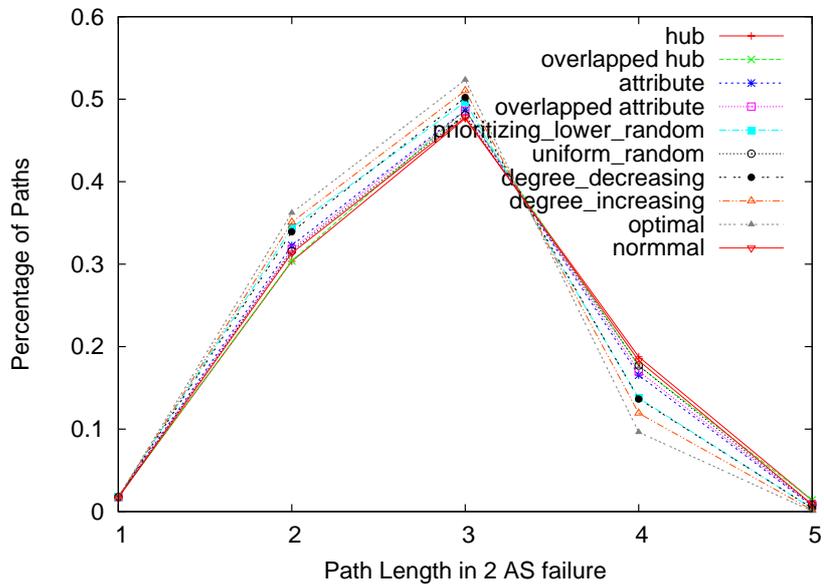


図 5: ランダム障害発生時における各 RLS の平均経路長

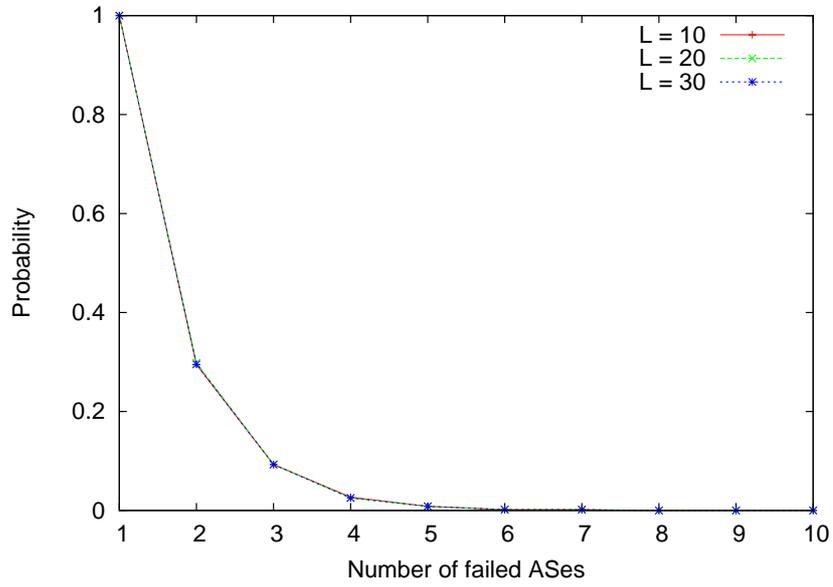


(a) 障害 AS が 1 つの場合

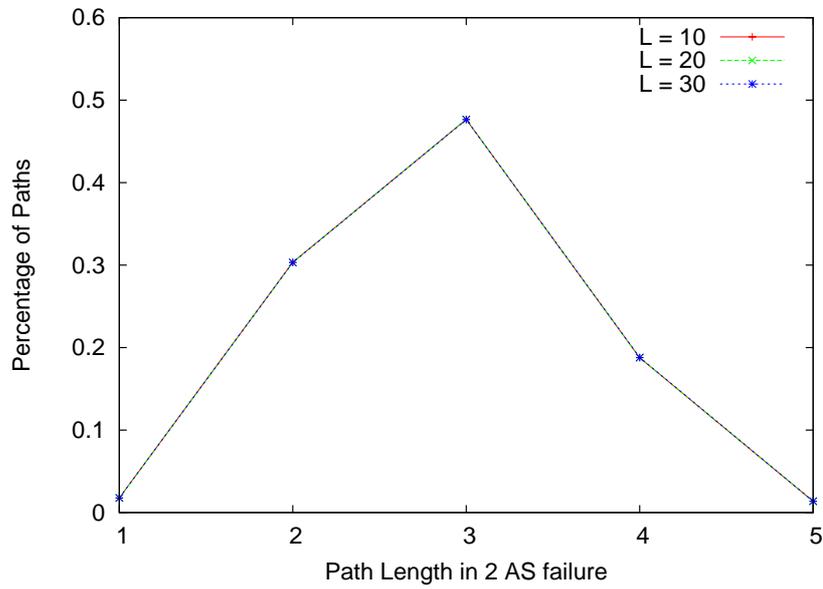


(b) 障害 AS が 2 つの場合

図 6: ランダム障害発生時における各 RLS の経路長分布

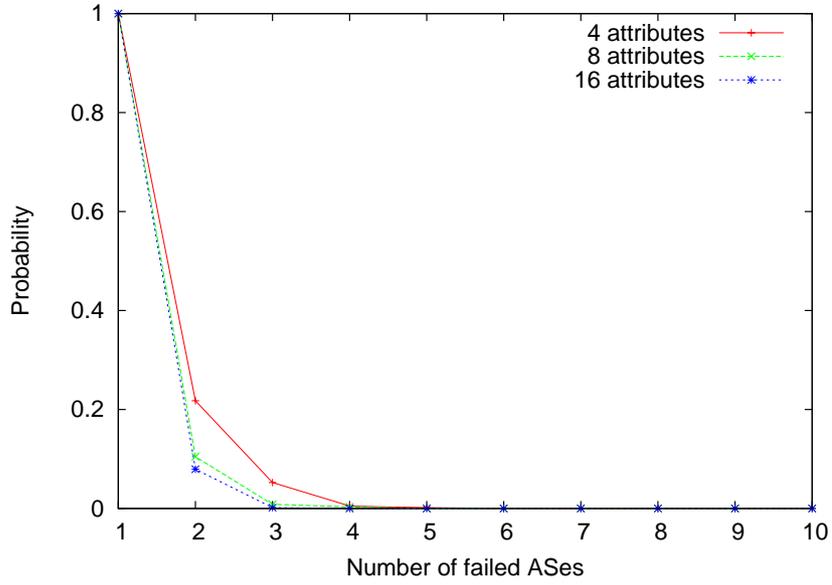


(a) P_{safe}

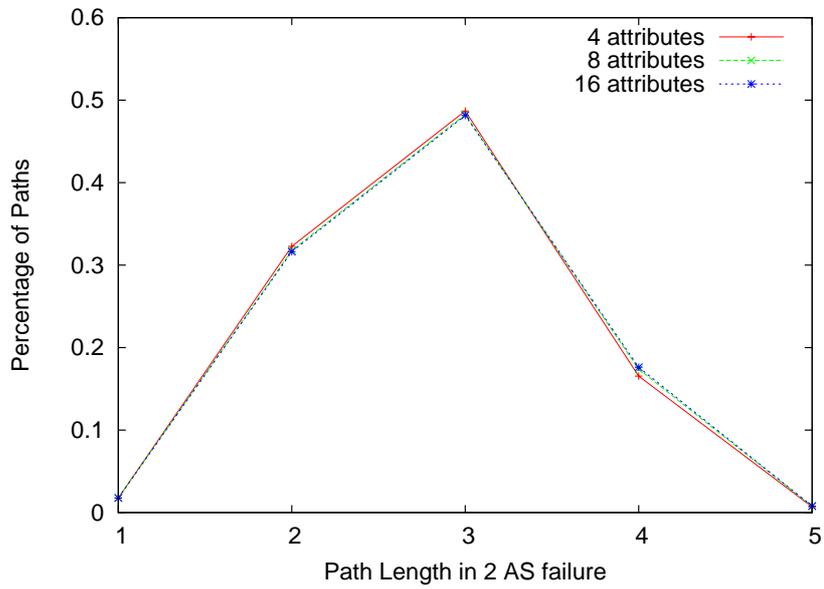


(b) 2 ノード障害時の経路長分布

図 7: ランダム障害発生時に作成 RL 数 L を変化させたハブ法の性能



(a) P_{safe}



(b) 2 ノード障害時の経路長分布

図 8: ランダム障害発生時に属性の数を変化させた属性法の性能

4.2.2 隣接ノード障害の場合

図9に、隣接ノード障害発生時における、障害ノード数に対する P_{safe} の変化を示す。この図より、ランダム障害発生時と同様に、隣接ノード障害発生時にも重複ハブ法が最も P_{safe} が高く、次いで、重複属性法、ハブ法が高いことがわかる。重複ハブ法の P_{safe} が高い要因として、ランダム障害発生時において P_{safe} が高い理由に加え、隣接ノードを隔離ノードにするように RL を作成していることが挙げられる。したがって、同様の事がいえるハブ法の P_{safe} もランダム障害発生時に比べて比較的高いことがわかる。また、重複ハブ法において、障害ノード数が2つまでの場合には P_{safe} は高いが、3つ以上から急激に低下していることがわかる。これは、ランダムに選出した基点となる障害ノードがハブノードと隣接している確率が高いために、障害ノード数が2つの場合には適用可能な RL が見つかる確率が高いが、障害ノード数が3つ以上の場合には、すべての障害ノードがある1つのハブノードに隣接している確率が低くなるためであると考えられる。一方、属性法および重複属性法に注目すると、ランダム障害発生時に比べて P_{safe} が高くなっていることがわかる。これは、ノードのリンクが密な集合を隔離ノードにして RL を作成していることが、隣接ノード障害に対して有効に働いたと考えられる。また、下位優先ランダム法、次数昇順法はランダム障害発生時に比べて P_{safe} が低くなっている。これは、これらの手法がノードを隔離ノードにする際に、隣接するノードを隔離ノードにすることが少ないためであると考えられる。

図10に、各 RLS を用いた場合、元のトポロジを用いた場合、および理想的な RL を用いた場合の隣接ノード障害発生時におけるノードペア間の到達性の変化を示す。この図より、各 RLS 構成手法が持つ P_{safe} の値に応じて到達性が改善されていることがわかる。特に障害ノード数が2つの場合には、元のトポロジを用いた場合に比べて、重複ハブ法を用いることによって到達性が14%改善している。また、ハブ法、および重複属性法においても高い改善性が見られる。これは、これらの手法がネットワーク全体の到達性に大きな影響を与える障害からの復旧が可能となるために、到達性が大きく改善されたと考えられる。一方、その他の方法は P_{safe} が低いためにほとんど到達性は改善できないことがわかる。

図11に、各 RLS を用いた場合、元のトポロジを用いた場合、および理想的な RL を用いた場合の隣接ノード障害発生時における平均経路長の変化を示す。この図より、ランダム障害発生時と同様に、ハブ法の平均経路長が長くなっていることがわかる。これはハブノードを途中経路に用いることができず、大きく迂回しなければならない場合が多かったためと考えられる。一方、重複属性法に注目すると、その他の方法より P_{safe} が高いことから障害ノードを迂回していることは予想できるが、平均経路長はそれほど増加していないことがわかる。これは以下のように説明することができる。本報告において属性法を適用する際には、分割グラフ内のリンクが密となるようにグラフを分割していることによって、元のトポ

ロジからある分割グラフに属するノードを除いた残りのグラフのリンクもまた密であると予想される．そのため，障害ノードが属している分割グラフを迂回する際に使用できないリンク数が減少し，平均経路長が短くなったと考えられる．この結果から，属性法の属性による分割が，ハブノードおよびその隣接ノードをまとめて隔離ノードにする手法に比べて，平均経路長の増大を少なく抑えることができると考えられる．

図 12 に，各 RLS を用いた場合，元のトポロジを用いた場合，および理想的な RL を用いた場合の，障害ノード数が 1 つと 2 つの際の隣接ノード障害発生時における経路長分布を示す．この図より，ランダム障害発生時と同様に各 RLS は総じて最適なルーティングを行った場合に比べて経路長が長くなっているが，大きな差は見られないことがわかる．

隣接ノード障害発生時において，ハブ法の作成する RL の個数 L を 10, 20, 30 と変化させた場合の P_{safe} を図 13(a) に示す．この図より，ランダム障害の場合とは異なり，隣接ノード障害においてはハブ法は作成する RL の個数を増やすことで P_{safe} が高くなるのがわかる．これからハブノードとその隣接ノードを隔離ノードにすることは，少数のノードを隔離ノードにすることになるものの，隣接ノード障害のような実際に起こりうる障害に対しては有効であるといえる．また図 13(b) に，同様に 2 ノードの障害発生時における経路長分布を示す．この図より，ハブ法においてはより多くの RL を作成した場合の方が経路長が短くなる傾向にあることがわかる．これは，適用可能な RL が複数存在する場合には，最も隔離ノード数の少ない RL を用いるためであると考えられる．

隣接ノード障害発生時において，属性法の属性の数を 4, 8, 16 と変化させた場合の P_{safe} を図 14(a) に示す．この図より，16 属性の場合に P_{safe} が最も高いことがわかる．これは，本章における性能評価の際に用いた属性の与え方にランダム性が含まれていることが原因と考えられる．グラフ分割の際には，始点ノードをランダムに選択するが，その際にハブノードを始点として選ぶと，ハブ法と同様にハブノードとその隣接ノードを隔離ノードとするため，隣接ノード障害に対する効果が高まったものと考えられる．最後に図 14(b) に，同様に 2 ノードの障害発生時の経路長分布を示す．この図より，16 属性の場合に最も経路長が短い傾向にあることがわかる．これは，RL 1 つ当たりの隔離ノード数が少ないことで，各 RL において利用できないリンク数が減少したためであると考えられる．これらの結果から，想定する障害に対して各ノードに属性が適切に与えられた場合には，属性法は経路長を増大させることなく，到達性を改善できる手法であるといえる．

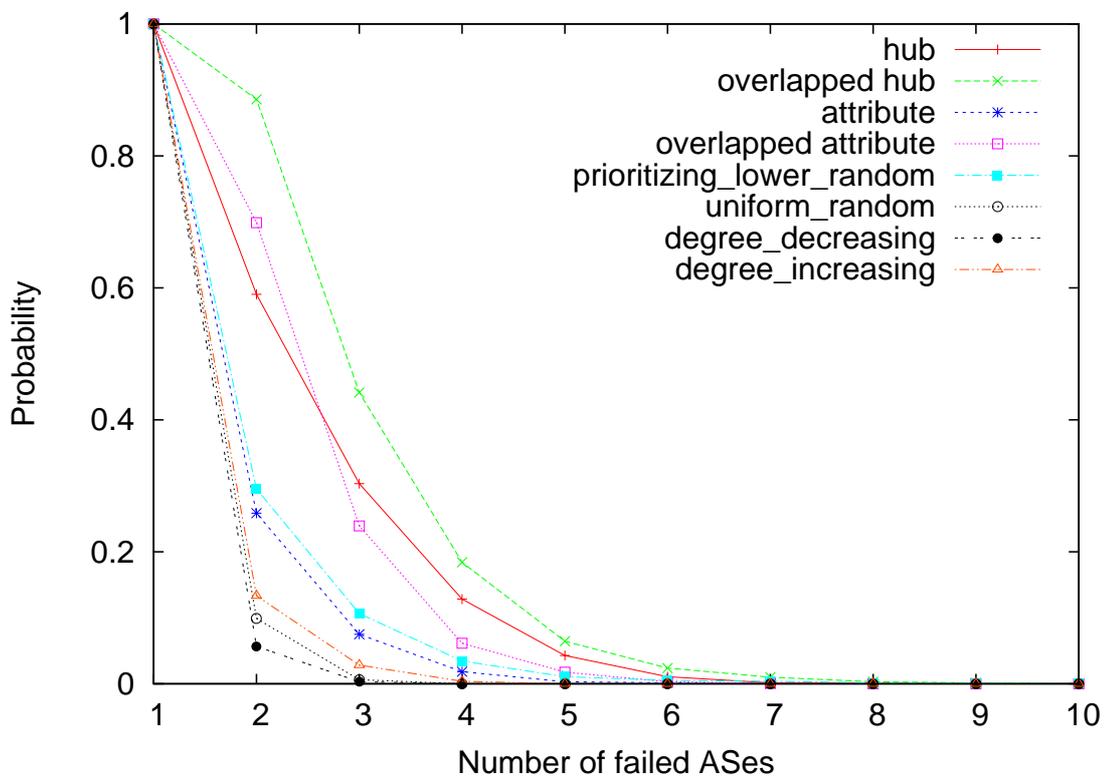


図 9: 隣接ノード障害発生時における各 RLS の P_{safe}

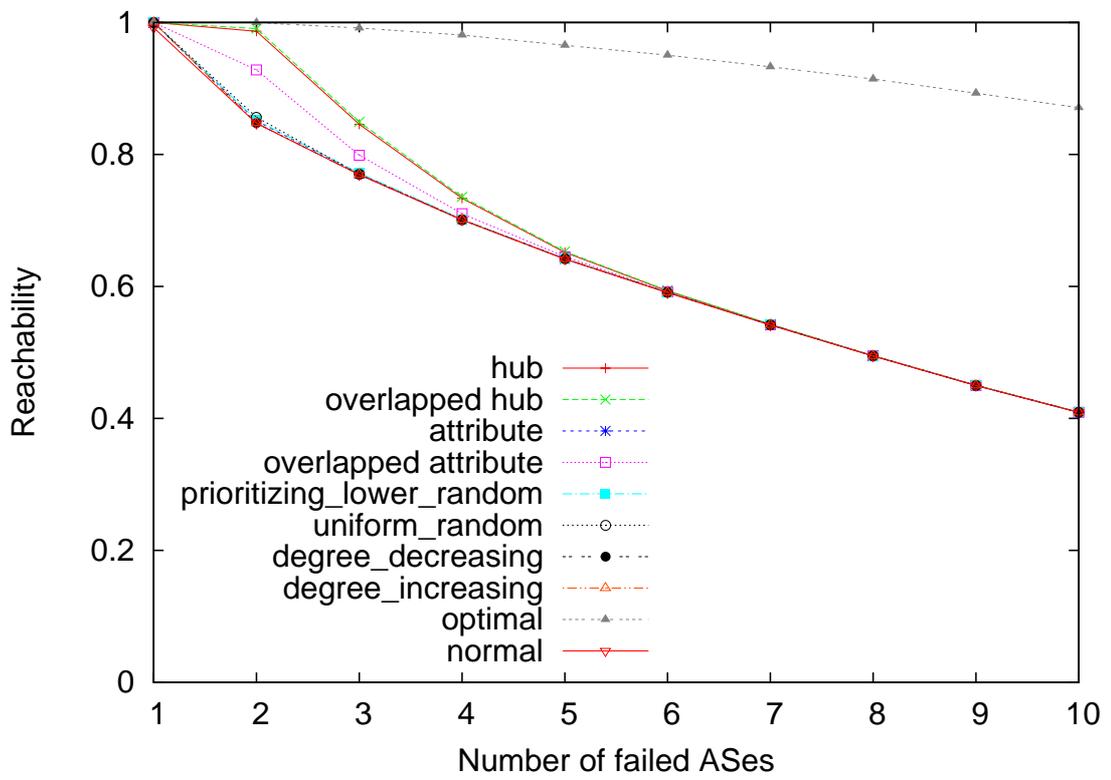


図 10: 隣接ノード障害発生時における各 RLS の到達性

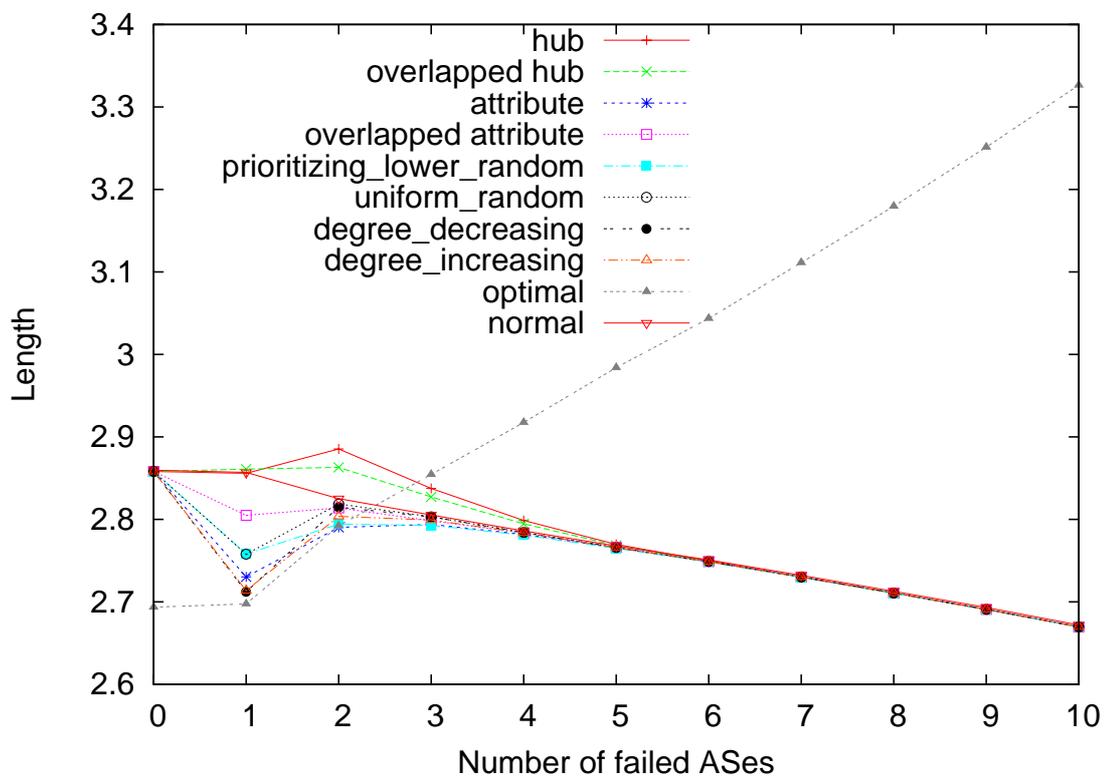
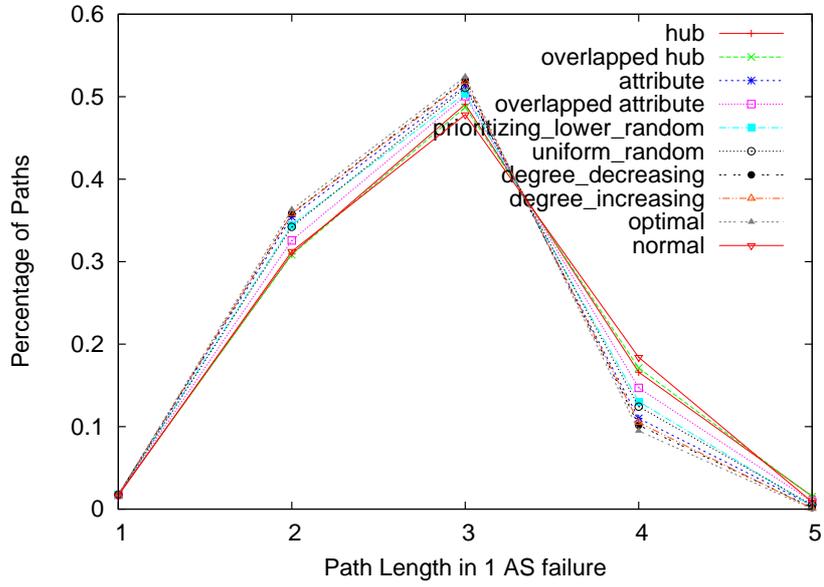
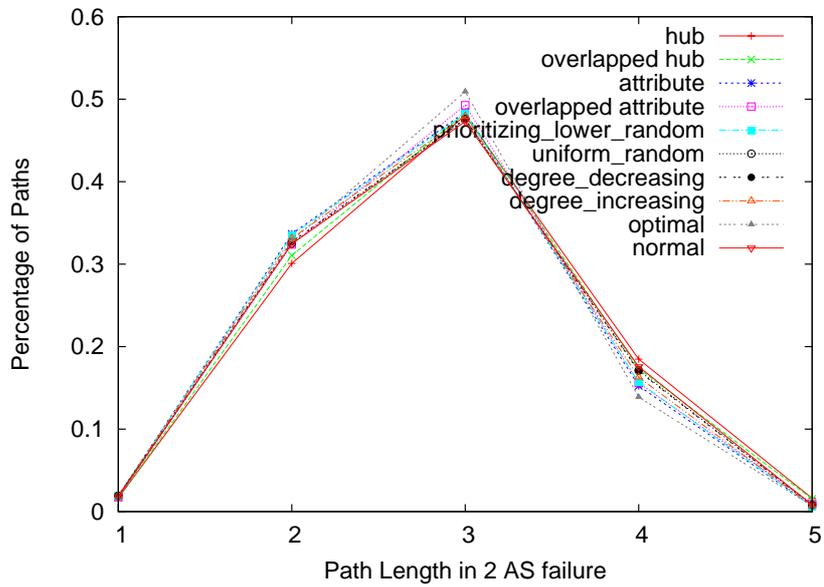


図 11: 隣接ノード障害発生時における各 RLS の平均経路長

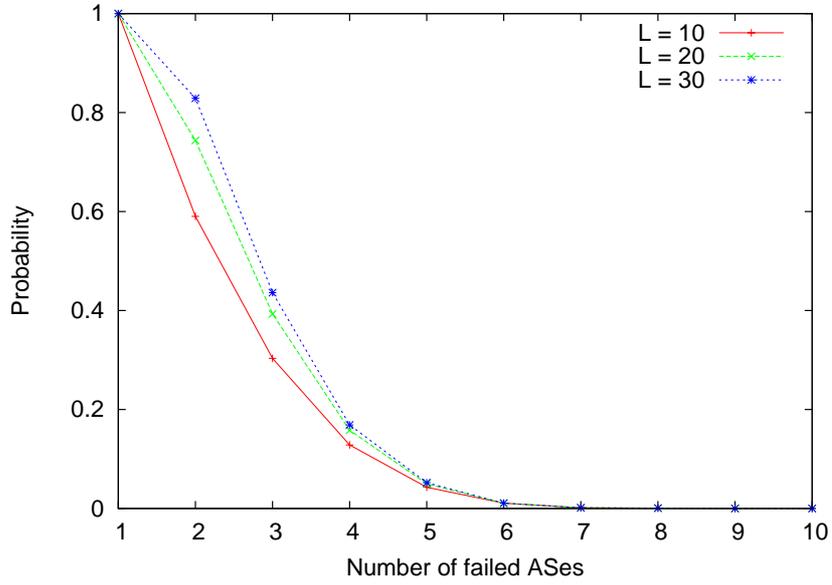


(a) 障害 AS が 1 つの場合

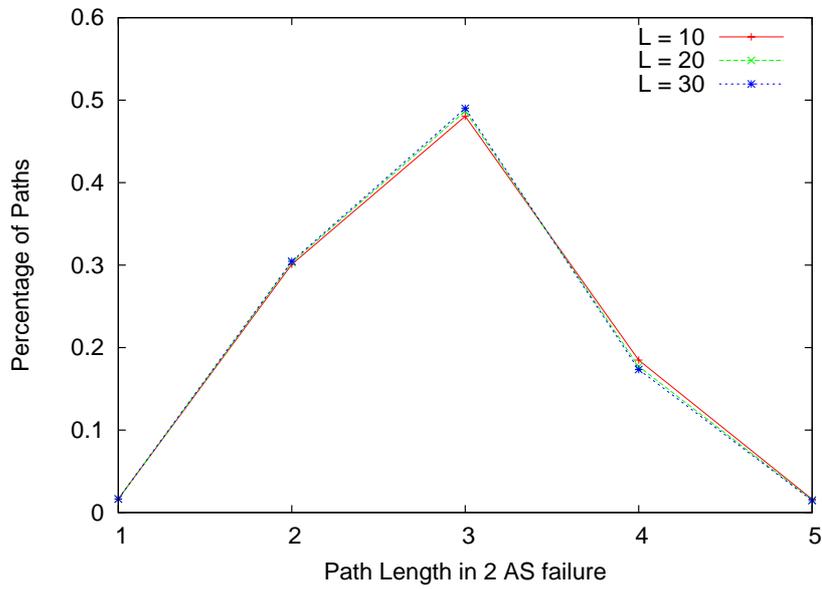


(b) 障害 AS が 2 つの場合

図 12: 隣接ノード障害発生時における各 RLS の経路長分布

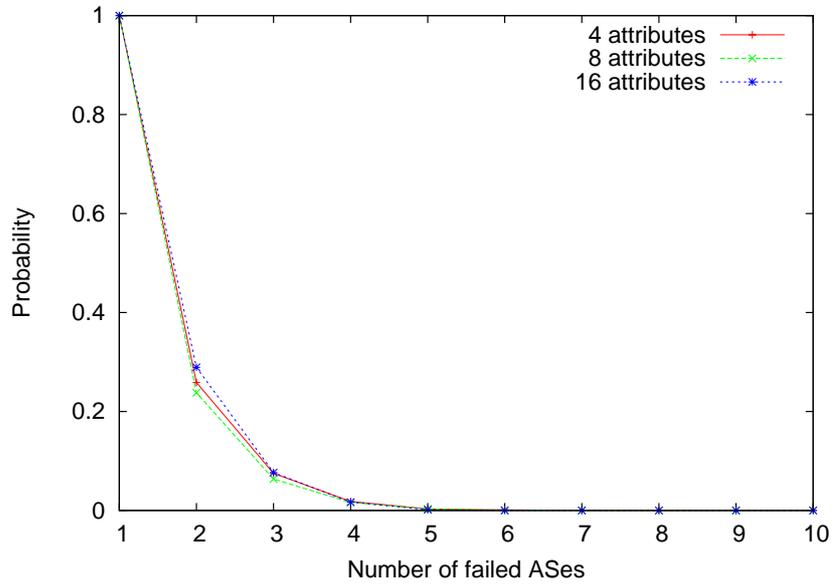


(a) P_{safe}

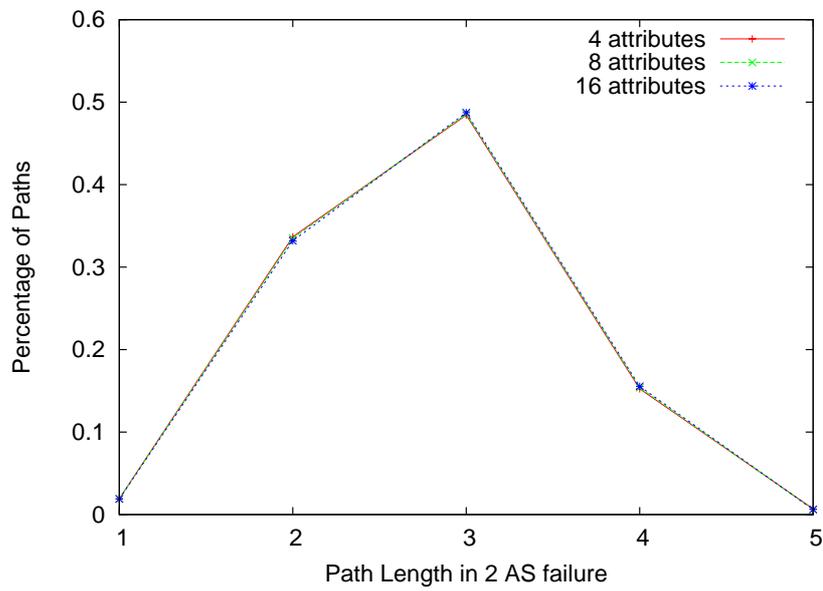


(b) 2 ノード障害時の経路長分布

図 13: 隣接ノード障害発生時に作成 RL 数 L を変化したハブ法の性能



(a) P_{safe}



(b) 2 ノード障害時の経路長分布

図 14: 隣接ノード障害発生時に属性の数を変化させた属性法の性能

5 まとめと今後の課題

本報告では、現状の IP における種々の問題を克服する短中期的な手法として近年注目されているオーバーレイネットワーク技術を用いて、大規模なネットワーク障害が発生した際に従来の BGP による IP ルーティングでは到達不可能、もしくは到達不可能な状態から到達可能な状態までの回復に長い時間を要する AS 間通信を、短時間で復旧するプロアクティブ型オーバーレイルーティング手法の提案を行った。提案手法の評価の結果、特に重複ハブ法を用いることで、隣接 2 ノード障害においては 14% の到達性の改善が得られることがわかった。また、ノードを複数 RL で隔離ノードにすることを許可することにより、重複ハブ法は少ない RL 数でランダム障害および隣接ノード障害に対して高い性能を示すことを明らかにした。さらに、ハブ法は、その平均経路長が通常のトポロジを用いたルーティングと遜色がないこと、属性法は総じて平均経路長が短く、障害に対して適切に属性を与えられた場合には到達性の改善が効果的に行われることを確認した。

今後は、発生を想定する障害の種類を増やした場合における各方式の評価を行いたい。また、3 ノード以上の同時障害に対して効果的な RLS の構成手法を検討したい。

謝辞

本報告を終えるにあたり，御多忙の中，時間を割いていただき，多大なる御指導，御教授を頂きました中野博隆教授，村田正幸教授に深く感謝いたします．また，本報告において終始御指導頂きました長谷川剛准教授には，多くの的確な助言を頂きましたことを心よりお礼を申し上げます．最後に日頃から様々な相談にのって頂いた平岡佑一郎氏，児玉瑞穂氏，橋本匡史氏をはじめとする中野研究室の皆様，および津川知朗氏をはじめとする村田研究室の皆様心よりお礼申し上げます．

参考文献

- [1] A. Hansen, A. Kvalbein, T. Čičić, and S. Gjessing, “Resilient routing layers for network disaster planning,” *Lecture notes in computer science*, vol. 3421, pp. 1097–1105, Apr. 2005.
- [2] 高橋謙三, “非常災害に向けた高度情報ネットワークの構成と制御,” 電子情報通信学会総合大会講演論文集, vol. 2005, no. 2, pp. SS-2, Mar. 2005.
- [3] 中沢淳一, “情報通信ネットワークの災害対策,” 電子情報通信学会総合大会講演論文集, vol. 2005, no. 2, pp. SS-3–SS-4, Mar. 2005.
- [4] 西田正吾, “災害時の危機管理のためのコミュニケーション支援,” 電子情報通信学会総合大会講演論文集, vol. 2005, no. 2, pp. SS-5–SS-6, Mar. 2005.
- [5] 岡田忠信, “次世代情報通信ネットワークの高信頼化,” 電子情報通信学会総合大会講演論文集, vol. 2005, no. 2, pp. SS-9–SS-10, Mar. 2005.
- [6] A. S. Tanenbaum, *COMPUTER NETWORKS*, 3rd ed. Prentice-Hall International, Inc., 1996.
- [7] C. Labovits, A. Ahuja, R. Wattenhofer, and S. Venkatachry, “The impact of Internet policy and topology on delayed routing convergence,” in *Proceedings of INFOCOM 2001*, Dec. 2001, pp. 537–546.
- [8] Z. M. Mao, R. Govindan, G. Varghese, and R. H. Katz, “Route flap damping exacerbates Internet routing convergence,” *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, vol. 32, no. 4, pp. 221–233, Oct. 2002.
- [9] D. Pei, M. Azuma, D. Massey, and L. Zhang, “BGP-RCN: Improving BGP convergence through root cause notification,” UCLA CSD, Tech. Rep. CO80523-1873, Dec. 2004.
- [10] 村田正幸, “オーバーレイネットワークにおける品質設計・管理技術,” in 電子情報通信学会ソサイエティ大会, Sep. 2004, pp. S-52–S-53.
- [11] 長谷川剛, 亀井聡, 村田正幸, “オーバーレイネットワーク技術の非常時通信への適用に関する一検討,” 電子情報通信学会技術研究報告, vol. 107, no. 98, pp. 73–78, Jun. 2007.
- [12] The CAIDA Web Site, available at <http://www.caida.org/home/>.

- [13] D. Andersen, H. Balakrishnan, M. Kaashoek, and R. Morris, “Resilient overlay networks,” in *Proceedings of the 18th ACM Symposium on Operating Systems Principles*, Oct. 2001.
- [14] A. Kvalbein, T. Čičić, and S. Gjessing, “Post-failure routing performance with multiple routing configurations,” in *Proceedings of INFOCOM 2007*, May 2007, pp. 98–106.
- [15] A. Hansen, A. Kvalbein, T. Čičić, S. Gjessing, and O. Lysne, “Resilient routing layers for recovery in packet networks,” in *Proceedings of the 2005 International Conference on Dependable Systems and Networks*, Jul. 2005, pp. 238–247.
- [16] U. Elsner, “Graph partitioning: A survey,” Technische Universitat Chemnitz, Tech. Rep. SFB393/97-27, Dec. 1997.
- [17] B. W. Kernighan and S. Lin, “An efficient heuristic procedure for partitioning graphs,” *The Bell system technical journal*, vol. 49, no. 2, pp. 291–307, Feb. 1970.