

特別研究報告

題目

アトラクタ選択モデルに基づくプロアクティブ型経路制御のための
経路制御メッセージ削減手法の提案と評価

指導教員

村田 正幸 教授

報告者

隠塚 尚孝

平成 24 年 2 月 16 日

大阪大学 基礎工学部 情報科学科

アトラクタ選択モデルに基づくプロアクティブ型経路制御のための
経路制御メッセージ削減手法の提案と評価

隠塚 尚孝

内容梗概

無線通信技術の発達や多様な通信機器の普及を背景に，ネットワークは今後ますます大規模化，複雑化することが予想され，従来のネットワークシステムやネットワーク技術では様々な問題が生じることが指摘されている．例えば，IGP (Interior Gateway Protocol) として広く用いられている OSPF (Open Shortest Path First) は，リンクステート型の経路制御手法であり，トポロジ情報にもとづいて全宛先ノードに対する最適な経路を決定することができる．しかしながら，ノードあたりの計算量がネットワーク全体のノード数 N に対して $O(N^2)$ と大きく，ネットワークの大規模化にともなって計算量が爆発的に増加する．一方，我々の研究グループでは，生物の環境適応メカニズムの数理モデルであるアトラクタ選択モデルを応用した経路制御手法を提案しており，従来の手法よりも高いメッセージ配送率を実現するだけでなく，適応性，耐故障性が高く，そのノードあたり計算量は $O(N)$ である．したがって，この経路制御を用いることにより，経路の計算量の爆発を引き起こすことなく，大規模ネットワークでの効率的なメッセージ配送が行えると考えられる．しかしながら，提案している経路制御手法はモバイルアドホックネットワークのような無線ネットワークにおけるリアクティブ型の制御を行うため，通信開始時に送信側ノードから受信側ノードに向けて経路制御メッセージを送信することによって送受信ノード間に経路が構築され，通信終了とともに経路情報が消去される．したがって，有線網への適用に際しては，ネットワークの全ノードに対する経路情報をプロアクティブに更新，管理するための制御オーバーヘッドが問題となる．そこで，本報告では，アトラクタ選択モデルを応用した経路制御手法を有線網におけるプロアクティブ型経路制御に用いる際に，経路制御メッセージを効果的に削減するための手法について提案する．提案する経路制御メッセージ削減手法は，他のノードが送信した経路制御メッセージやフィードバックメッセージを利用して経路情報を更新することで，送信側ノード，受信側ノード，および中継ノードがそれぞれ制御メッセージの送信を抑制する 3 つの基本手法と，他のノードの保持する同一受信側ノードへの経路情報をキャッシュとみなして活用することで，経路制御メッセージの転送を抑制する 1 つの基本手

法からなる．BA モデルおよび Waxman モデルで構築された 100 ノードからなる有線網を対象にシミュレーション評価を行い，提案手法を用いることで，経路更新，管理のための経路制御メッセージ量をネットワーク全体で 70%削減できることを示した．

主な用語

経路制御 アトラクタ選択モデル 制御オーバーヘッド 計算量

目次

1	はじめに	7
2	アトラクタ選択モデル	10
3	アトラクタ選択モデルを応用したモバイルアドホックネットワーク経路制御手法	12
4	アトラクタ選択モデルを応用した有線網向けプロアクティブ型経路制御手法	15
5	経路制御メッセージ削減手法	18
5.1	基本手法	18
5.1.1	基本手法1：中継ノードにおける経路制御メッセージ削減	18
5.1.2	基本手法2：送信ノードにおける経路制御メッセージ削減	19
5.1.3	基本手法3：宛先ノードにおける経路制御メッセージ削減	20
5.1.4	基本手法4：キャッシュによる転送数削減	20
5.2	提案手法	21
6	評価シナリオ	24
6.1	シミュレーション条件	24
6.2	評価指標	26
7	評価結果	28
8	終わりに	40
	謝辞	41
	参考文献	42

図目次

1	アトラクタ選択モデルの概念図	11
2	RREQ パケットによる宛先側ノードの探索	13
3	RREP パケットによる経路の構築	13
4	データパケットの送信とフィードバックによる経路情報の更新	14
5	経路情報更新におけるシーケンス図	16
6	基本手法 1 における中継ノードでの遅延情報取得	19
7	基本手法 2 における送信ノードでの遅延情報取得	20
8	基本手法 3 における受信側ノードでの遅延情報取得	21
9	基本手法 4 におけるキャッシュを用いた送信側ノードでの遅延情報取得	22
10	BA モデルのトポロジの例	25
11	Waxman モデルのトポロジの例	25
12	BA モデル, Waxman モデルのトポロジにおけるノード次数の分布	26
13	経路制御メッセージ削減を行わない場合の媒介中心性と送信数の関係	29
14	経路制御メッセージ削減を行わない場合の媒介中心性と受信数の関係	29
15	経路制御メッセージ削減を行わない場合の媒介中心性と中継数の関係	29
16	経路制御メッセージ削減を行わない場合の送信数とノード次数の関係	30
17	経路制御メッセージ削減を行わない場合の受信数とノード次数の関係	30
18	経路制御メッセージの削減を行わない場合の媒介中心性と送信数, 受信数, 中継数の関係	31
19	基本手法 1 を用いた場合の媒介中心性と送信数の関係	32
20	基本手法 1 を用いた場合の媒介中心性と受信数の関係	32
21	基本手法 1 を用いた場合の媒介中心性と中継数の関係	32
22	基本手法 1 を用いた場合の媒介中心性と送信数, 受信数, 中継数の関係	32
23	基本手法 2 を用いた場合の媒介中心性と送信数の関係	33
24	基本手法 2 を用いた場合の媒介中心性と受信数の関係	33
25	基本手法 2 を用いた場合の媒介中心性と中継数の関係	33
26	基本手法 2 を用いた場合の媒介中心性と送信数, 受信数, 中継数の関係	33
27	ノードの媒介中心性と平均経路長	34
28	基本手法 3 を用いた場合の媒介中心性と送信数の関係	35
29	基本手法 3 を用いた場合の媒介中心性と受信数の関係	35
30	基本手法 3 を用いた場合の媒介中心性と中継数の関係	35
31	基本手法 3 を用いた場合の媒介中心性と送信数, 受信数, 中継数の関係	35

32	基本手法 4 を用いた場合の媒介中心性と送信数の関係	36
33	基本手法 4 を用いた場合の媒介中心性と受信数の関係	36
34	基本手法 4 を用いた場合の媒介中心性と中継数の関係	36
35	基本手法 4 を用いた場合の媒介中心性と送信数, 受信数, 中継数の関係 . . .	36
36	キャッシュを用いない提案手法を用いた場合の媒介中心性と送信数の関係 . .	37
37	キャッシュを用いない提案手法を用いた場合の媒介中心性と受信数の関係 . .	37
38	キャッシュを用いない提案手法を用いた場合の媒介中心性と中継数の関係 . .	37
39	キャッシュを用いない提案手法を用いた場合の媒介中心性と送信数, 受信数, 中継数の関係	37
40	キャッシュを用いる提案手法を用いた場合の媒介中心性と送信数の関係	38
41	キャッシュを用いた提案手法を用いた場合の媒介中心性と受信数の関係 . . .	38
42	キャッシュを用いた提案手法を用いた場合の媒介中心性と中継数の関係 . . .	38
43	キャッシュを用いた提案手法を用いた場合の媒介中心性と送信数, 受信数, 中 継数の関係	38

表 目 次

1	提案手法と基本手法における削減率	28
---	----------------------------	----

1 はじめに

光ネットワーク技術の発展とともにコア網が大容量化し続けており、また、アクセス網として WiFi や CDMA だけでなく WiMAX, LTE などの様々な無線通信技術が広く利用可能となり、さらに、スマートフォンやスマートメータ、車載通信装置などの多様な通信機器が急速に普及している。通信技術、機器技術のさらなる発展によって、今後ますますネットワークが大規模化、複雑化するに従って、従来のネットワークシステムやネットワーク技術では様々な問題が顕在化することが予想される。例えば、現在 IGP (Inter Gateway Protocol) として広く用いられている OSPF (Open Shortest Path First) [1] は、ノード数に対する拡張性が低いことが指摘されている [2, 3]。なお、IGP は、ISP (Internet Service Provide) のネットワークなど、単一の経路制御ポリシーに基づいて運用、管理されたネットワークである AS (Autonomous System) で用いられる経路制御プロトコルを指す。OSPF では、定期的にノード間でトポロジ情報を交換することによって、全ノードがネットワーク全体のトポロジを把握し、それぞれのノードがダイクストラアルゴリズムを用いることによって他の全ノードに対する最短経路を決定する。ノード故障などの障害が発生した場合には、その情報がネットワーク全体に伝播し、経路の再計算を行うため、再構築に要する時間も短い。しかしながら、ネットワーク内のノード数を N とすると、ノードあたりの計算量は $O(N^2)$ となるため、ネットワークの大規模化に伴い、計算量が爆発的に増大する。

我々の研究グループでは、将来のネットワークの大規模化、複雑化に対処するため、生物の環境適応メカニズムの数理モデルであるアトラクタ選択モデルを応用した経路制御手法を提案している [4, 5]。アトラクタ選択モデルは、大腸菌の代謝ネットワークにおいて、環境の栄養状態に応じて体内で適切な栄養生成が行われるように、自律的に遺伝子発現が調整されるメカニズムを説明する数理モデルである [6]。アトラクタ選択モデルでは、代謝ネットワークは、2種類の栄養のいずれかを生成する2つの安定状態、すなわちアトラクタを有する非線形力学系としてモデル化される。環境に不足している栄養を生成するように遺伝子が発現するとアクティビティと呼ばれる評価値が高くなり、その遺伝子発現状態、すなわちアトラクタへの収束が促進されるとともに、安定的にアトラクタにとどまる。一方、適切な栄養生成が行われない場合、アクティビティが低下し、遺伝子発現が変動するようになる。たまたま環境に適した栄養が生成されるとアクティビティが高くなり、環境適応が促される。大腸菌におけるアクティビティは成長率や活性度に相当し、大腸菌は、栄養状態が変化する環境において生存、成長できるように、環境に不足する栄養を適応的に選択して生成することとなる。

アトラクタ選択モデルを応用した経路制御手法では、ある送受信ノード間の通信において、まず、経路構築を行い、その後、送信側ノードから送出されたデータメッセージは構築

された経路を通して受信側ノードに転送される。データメッセージを受信した受信側ノードは、経路情報を含むフィードバックメッセージを送信側ノードに返送する。フィードバックメッセージはデータメッセージが通過した経路を辿って送信側ノードに転送される。経路上の中継ノードはフィードバックメッセージに基づいて経路の良さ、すなわちアクティビティを計算し、それぞれの隣接ノードの状態値を求める。状態値は、その受信側ノードに対する、隣接ノードの次ホップノードとしての良さを表すスカラー値であり、データメッセージは、状態値に基づいて選択された次ホップノードに転送される。提案手法では、送信側ノードや中継ノードから受信側ノードまでの経路の良さ、例えばホップ数や遅延などに基づいてアクティビティを定義し、それぞれのノードが、アクティビティが高くなるような次ホップノードの選択を自律分散的に行う事により、最短経路を探索、構築、維持する。

アトラクタ選択モデルを応用した経路制御手法は、ノード移動、故障などによって変動する通信環境の下で、従来手法と比較して、高い通信性能、適応性、頑健性を有することが示されている。さらに、提案手法における、ある受信側ノードに対するノードあたりの計算量は、隣接ノード数に従って $O(1)$ であり、ネットワークの全ノードに対して経路制御を行う場合でも $O(N)$ となる。このことから、大規模ネットワークにおいても、アトラクタ選択モデルを応用した経路制御手法を用いることにより、経路計算量を低く抑え、さらには消費電力やメモリ量の削減が期待できる。

しかしながら、提案手法は、モバイルアドホックネットワークのような無線ネットワークを対象に設計されているため、リアクティブ型の経路制御手法であり、通信の必要が生じた時に初めてその送受信ノード間に経路を構築し、通信終了とともに経路情報は消去される。一方、有線網においては、ノード故障、リンク切断の頻度はそれほど高くないため、通信の有無によらず、定期的に制御メッセージをやりとりし、全ノードが他の全ノードに対する経路情報を更新、維持する、プロアクティブ型の経路制御を行うのが一般的である。提案手法を有線網にプロアクティブ型経路制御としてそのまま適用すると、それぞれのノードが、自身以外のすべてのノードのそれぞれに対して、データメッセージの代わりに経路制御メッセージを定期的に送信するとともに、受信した経路制御メッセージに対してフィードバックメッセージを送信し、また、受信したフィードバックメッセージに基づいて経路情報を更新することとなる。送受信ノード間の経路が非対称とすると、経路制御メッセージとフィードバックメッセージをやりとりする送受信ノードの組み合わせは、ネットワークの全ノード数を N とすると $N(N-1)$ となる。また、通信コストを、メッセージが転送されたホップ数の総和と定義すると、経路情報の更新間隔を I 、平均経路長を l としたとき、制御メッセージとフィードバックメッセージがそれぞれ l 回転送され、また、単位時間あたりに発生する制御メッセージ量は $N(N-1)/I$ であることから、単位時間あたり $2lN(N-1)/I$ になってしまう。

そこで本報告では，アトラクタ選択モデルを応用した経路制御手法を，有線ネットワークにおけるプロアクティブ型経路制御に適用する場合の，経路制御メッセージ量を削減するための経路制御メッセージ削減手法を提案する．提案手法は，4つの基本手法，すなわち，(1) 中継ノードにおける経路制御メッセージ削減，(2) 送信ノードにおける経路制御メッセージ削減，(3) 宛先ノードにおける経路制御メッセージ削減，および(4) キャッシュによる経路制御メッセージ転送数削減からなる．本報告では，提案手法と，個々の基本手法の有効性を，経路制御メッセージ削減を行わない場合とのシミュレーション比較を通して示す．

本報告の構成は以下の通りである．まず，2章でアトラクタ選択モデルの概要について述べる．次に，3章でアドホックネットワーク向けの，アトラクタ選択モデルを適用した経路制御手法の説明を行う．次に，4章で，アトラクタ選択モデルを応用した経路制御手法の有線網への適用について述べ，5章で経路制御メッセージの削減手法を提案する．さらに，6章でシミュレーション条件や評価指標について述べ，7章でシミュレーション評価を行い，提案手法の有効性を示す．最後に8章で本報告のまとめと今後の課題について述べる．

2 アトラクタ選択モデル

アトラクタとは、非線形力学系において、システムが過渡状態を経た後に到達する安定状態のことである。また、アトラクタ選択モデルとは、大腸菌 (*E. coli*) が周囲の栄養状態に応じて、適応的に栄養生成を行う仕組みを表した非線形数理モデルである [6]。大腸菌は自らの成長に必須な栄養を体内で生成するための代謝ネットワークを有しており、文献 [6] では、2 種類の栄養生成の代謝ネットワークについて、相互抑制関係、すなわち、一方の栄養生成の代謝を促進する遺伝子発現が生じている場合に他方の栄養生成が行われなように遺伝子操作された大腸菌について、環境適応実験を行っている。実験では、いずれかの栄養が不足している培地に置かれた大腸菌の体内において、不足する栄養を生成する遺伝子発現が選択的に活性化されることが示されている。大腸菌が、信号伝達機構のようなルールの埋め込みがないにもかかわらず、相互抑制関係にある代謝ネットワークだけで環境適応できる仕組みは、次の非線形ダイナミクスでモデル化される。

2 種類の栄養を栄養 1, 栄養 2 とし、栄養 1 に対応する遺伝子の発現量を m_1 , 栄養 2 に対応する遺伝子の発現量を m_2 とすると、遺伝子発現量の変化は次式で表される。

$$\frac{dm_1}{dt} = \frac{S(\alpha)}{1 + m_2^2} - D(\alpha)m_1 + \eta_1 \quad (1)$$

$$\frac{dm_2}{dt} = \frac{S(\alpha)}{1 + m_1^2} - D(\alpha)m_2 + \eta_2 \quad (2)$$

α はアクティビティと呼ばれ、細胞の活性度や成長率を表す変数である。また、 $S(\alpha)$, $D(\alpha)$ はそれぞれ遺伝子の合成と分解を表す関数であり、例えば $S(\alpha) = \frac{6\alpha}{2+\alpha}$, $D(\alpha) = \alpha$ が用いられる。 η_1, η_2 は内的、および外的要因による遺伝子発現量のゆらぎを表すノイズ項であり、白色ガウス雑音を与えられる。上式では、アクティビティが高いときには遺伝子発現量のダイナミクスは右辺第 1 項、第 2 項に支配され、アクティビティが低いときにはダイナミクスがノイズで駆動されることとなる。

環境に双方の栄養が豊富にある場合、大腸菌は、遺伝子発現の状態によらず、十分に成長でき、安定的にその状態にとどまる。これは、上式の非線形ダイナミクスにおいて、ノイズ項 η_1, η_2 を除き、 $\frac{dm_1}{dt} = 0$, $\frac{dm_2}{dt} = 0$ とすると、平衡点 $m_1 = m_2 = m^*$ が得られることと一致する。ここで、 m^* はある定数である。一方、貧栄養環境では、大腸菌の遺伝子発現にはばらつき、変動が生じるが、大腸菌の世代が進むうちに環境に不足している栄養を生成する大腸菌が多くなる。非線形ダイナミクスでは、アクティビティが低いとノイズ項の影響を受け、 m_1, m_2 が不規則に変動するが、 m_1, m_2 が適切な値に近づいたときにアクティビティが上昇し、 $m_1 = m^*$, $m_2 = \frac{1}{m^*}$, または $m_2 = m^*$, $m_1 = \frac{1}{m^*}$ という平衡点に達する。すなわち、貧栄養環境において、大腸菌は、ゆらぎによる探索によって生成する栄養を選択し、適切な選択が行われた場合に成長率が高まり、安定的な栄養生成を行うことを表している。

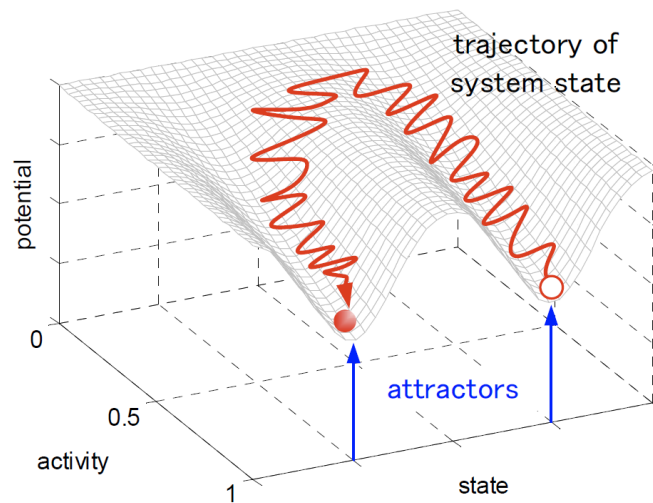


図 1: アトラクタ選択モデルの概念図

アトラクタ選択モデルでは、このように、システムの挙動 (m_1, m_2) の良さ (アクティビティ α) のフィードバックにより、非線形力学による決定論的制御と、ゆらぎによるランダム探索が組み合わせられ、環境に対して適切な解、すなわちアトラクタが選択される。図 1 は、アトラクタ選択モデルの概念図であり、バクテリアが不適切な状態から適切な状態に変化する動きを表している。X 軸がバクテリアの状態、Y 軸がアクティビティ、Z 軸が式 (1)、(2) の第 1 項、第 2 項によるポテンシャルであり、ポテンシャルが低くなるように式 (1)、(2) の第 1 項、第 2 項の値が決定される。現在のアトラクタが不適切な場合、アクティビティが減少し、ポテンシャルが均一化する。結果的に、ポテンシャルによる影響が少なくなり、ノイズの影響により状態が変化する。このとき、アクティビティが上昇するような状態に近づくと、再びポテンシャルの影響により、そのアトラクタに収束する。

我々の研究グループでは、このアトラクタ選択モデルを M 次元に拡張し、文献 [7, 8] では、アトラクタの選択を経路の選択に対応付け、エンド間のマルチパス経路制御における適応的な経路選択アルゴリズムに、また、文献 [4, 5, 9] では、アトラクタの選択を次ホップノードの選択に対応づけることで、モバイルアドホックネットワーク経路制御における適応的な次ホップノード選択アルゴリズムに、それぞれ応用している。本報告では、文献 [5] における提案手法を研究対象としている。

3 アトラクタ選択モデルを応用したモバイルアドホックネットワーク経路制御手法

本章では、文献 [5] で提案されているリアクティブ型経路制御手法 MARAS (Mobile Ad hoc Routing with Attractor Selection) の概要について述べる。MARAS では、各ノードは、経路情報として、受信側ノードごとに、隣接ノードベクトル $\vec{K} = (1, \dots, M)$ 、経路ベクトル $\vec{m} = (m_1, \dots, m_M)$ ($m_i \geq 0$)、アクティビティ α ($0 \leq \alpha \leq 1$)、前段ホップ情報、およびフィードバックウィンドウ W を管理している。ここで、 M ($M \geq 1$) は隣接ノード数、 m_i は受信側ノードに対する隣接ノード i の次ホップノードとしての良さを表す状態値、フィードバックウィンドウ W は過去 T 秒間に受信したフィードバックパケットの受信側ノードからのホップ数のリストである。

MARAS はリアクティブ型の経路制御手法であるので、通信要求が発生してはじめて経路構築を開始する。通信要求が発生した送信側ノードは、AODV [10] と同様にフラッディングにより初期経路の探索、構築を行う (図 2)。まず、送信側ノードは、通信相手である受信側ノードのアドレスやシーケンス番号を記述した RREQ (Route Request) パケットを全隣接ノードにブロードキャスト送信する。隣接ノードは、RREQ パケットを受信すると、それがはじめて受信したものであれば、再ブロードキャストにより転送し、すでに受信済みのものであれば棄却する。RREQ パケットはブロードキャストが繰り返されることでネットワーク全体に伝播し、いずれ受信側ノードに到達する。なお、RREQ パケットは転送された中継ノードを順に記憶する。

受信側ノードは、最初に受信した RREQ パケットに対し、RREP (Route Reply) パケットを生成し、送信側ノードに向けてユニキャスト通信で送信する。なお、RREQ パケットを受信したノードが当該受信側ノードに対する経路情報を有している場合には、RREQ パケットをブロードキャストせず、そのノードが受信側ノードの代わりに RREP パケットを生成して送信側ノードに返信する。RREP パケットは RREQ パケットの経路を逆順に辿り、送信側ノードに到達するが、その間、中継ノードにおいて経路情報を初期化、または更新する (図 3)。最初の RREP パケットを受信した中継ノードおよび送信側ノードは、その受信側ノードに関する経路情報を生成し、経路ベクトルについて RREP パケットを自身に転送したノードの状態値を 1、その他を 0 に初期化、また、アクティビティ α を 1 とする。

RREP パケットを受信した送信側ノードはデータパケットの送信を開始する。図 4 にデータパケットを送信し、対応するフィードバックの情報から、経路情報を更新する様子を示している。データパケットは、各ノードにおいて、ノードの前段ホップ情報を更新した後、受信側ノードに対する状態値が最も大きい隣接ノードに転送され、受信側ノードに到達する。受信側ノードは、データパケットを受信すると、フィードバックパケットを生成して、送信

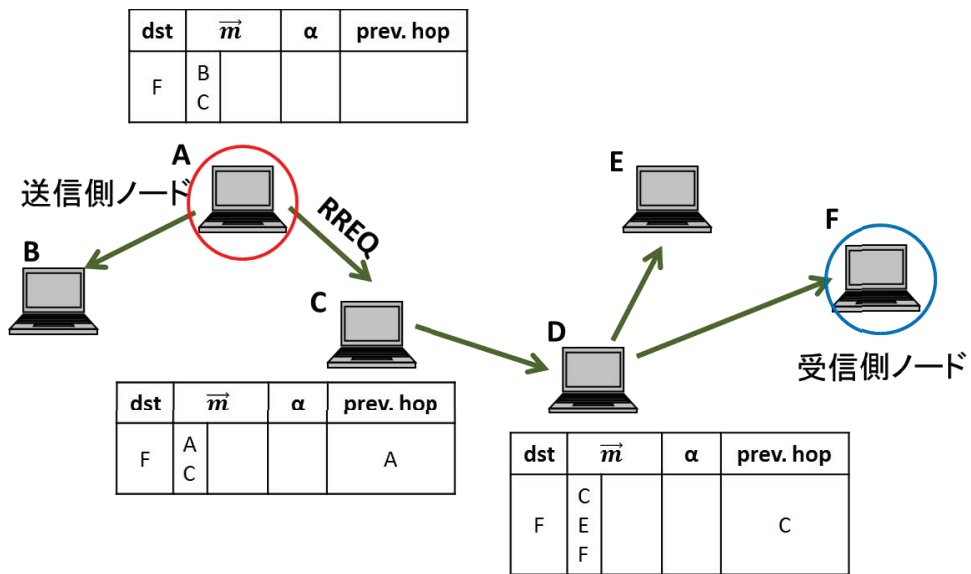


図 2: RREQ パケットによる宛先側ノードの探索

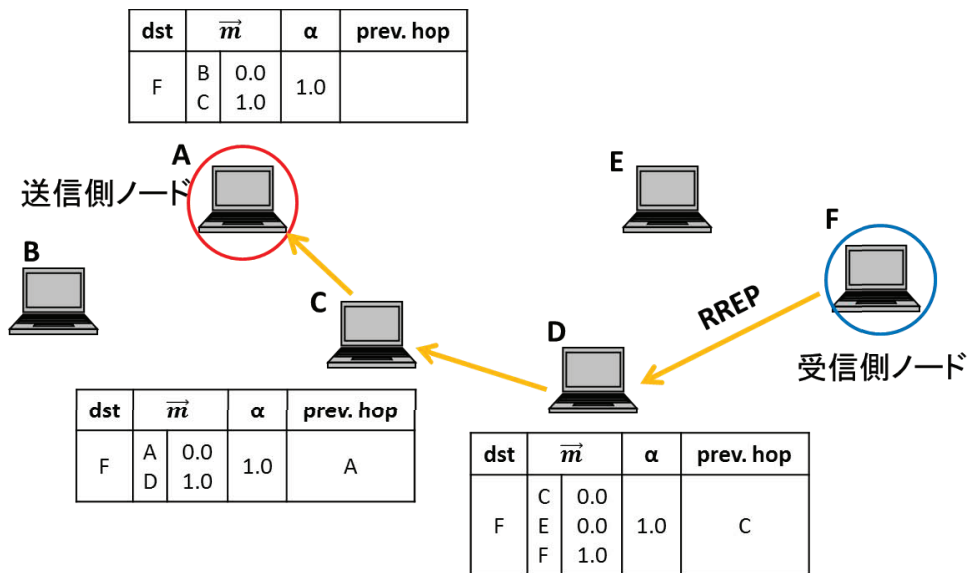


図 3: RREP パケットによる経路の構築

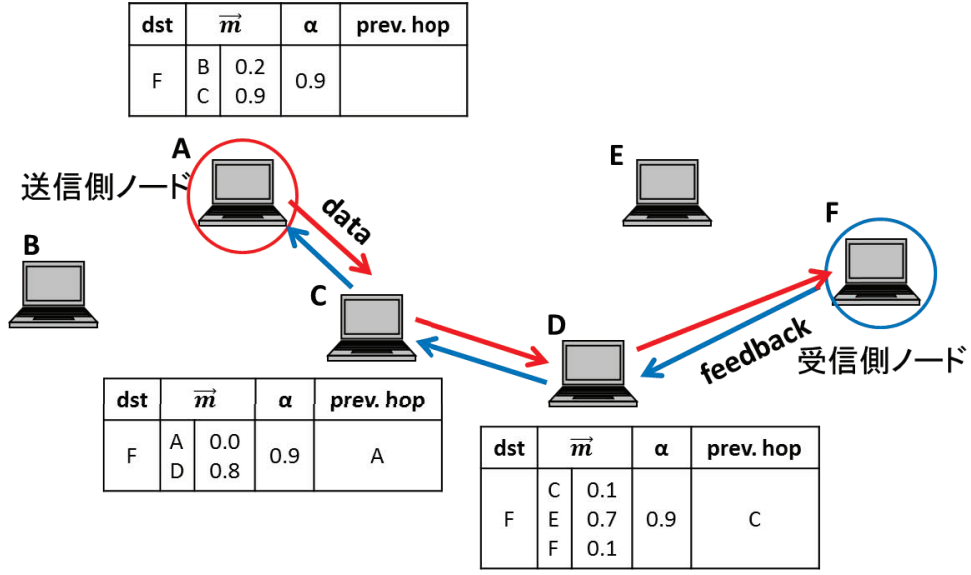


図 4: データパケットの送信とフィードバックによる経路情報の更新

側ノードへと送出する．フィードバックパケットは前段ホップ情報を辿って送信側ノードに転送されていくが，その間，受信側ノードからのホップ数をカウントする．また，フィードバックパケットを受信したノードは，受信側ノードからのホップ数にもとづいてフィードバックウィンドウを更新し，アクティビティを次式により計算する．

$$\alpha_{new} = \frac{w_{min}}{w_n} \quad (3)$$

$$\alpha(t + \Delta t) = \begin{cases} \alpha_{new} & \text{if } \alpha(t) \leq \alpha_{new} \\ \alpha_t + c(\alpha_{new} - \alpha(t)) & \text{otherwise} \end{cases} \quad (4)$$

ここで， W はフィードバックウィンドウ， w_n は最新のフィードバックパケットの受信側ノードからのホップ数， w_{min} はフィードバックウィンドウ中のホップ数の最小値， α_{new} は新しいアクティビティの候補値， $\alpha(t)$ は時刻 t におけるアクティビティ， $\alpha(t + \Delta t)$ は最新のフィードバックを受信した時刻 $t + \Delta t$ におけるアクティビティ， c は急激なアクティビティの減少を防ぐ移動平均の重みを定める定数である．さらに，状態ベクトルを次式により更新する．

$$\frac{dm_i}{dt} = \frac{s(\alpha)}{1 + m_{max}^2 - m_i^2} - d(\alpha)m_i + \eta_i \quad (5)$$

ここで， $m_{max} = \max_{j=1, \dots, M} (m_j)$ ， $s(\alpha) = \alpha[\beta\alpha^\gamma + \varphi^*]$ ， $d(\alpha) = \alpha$ ， $\varphi^* = \frac{1}{\sqrt{2}}$ ， η_i はノイズである．

4 アトラクタ選択モデルを応用した有線網向けプロアクティブ型経路制御手法

前章で述べた経路制御手法 MARAS を有線網におけるプロアクティブ型経路制御に適用する場合、各ノードは、自身を除くすべてのノードに関する経路情報、すなわち隣接ノードベクトル、経路ベクトル、アクティビティ、及びフィードバックウィンドウを管理することとなる。なお、隣接ノードベクトルは HELLO メッセージの交換などにより更新されるものとする。アクティビティは、経路制御の目的に応じた評価指標に基づいて定義すれば良く、文献 [4] では転送レートを、文献 [5] ではエンド間ホップ数によってアクティビティを定義している。本報告では、評価指標としてエンド間の片道遅延を用いるが、これらの他にも、回線容量や利用率などを用いてもよい。

リアクティブ型経路制御とは異なり、プロアクティブ型経路制御では、通信の有無によらず、ネットワークが停止するまで、自身を除くすべてのノードに対する経路情報を構築、更新する。本報告では、ネットワークが定常的、安定的に稼働している期間における、経路情報更新のオーバーヘッド削減を主眼としているため、初期経路の構築方法については評価、検討の対象外とするが、ここでは、MARAS と同様にフラッディングにより初期経路が構築されるものとする。

図 5 は、経路制御メッセージが、送信側ノードから受信側ノードまで送られ、フィードバックメッセージが送信側ノードまで返されるまでの処理の流れを示したシーケンス図である。各ノードは、自身を除くそれぞれのノードに対して、経路制御メッセージ送信タイミングを決定する経路制御メッセージ送信タイマを持つ。ノードは、ある受信側ノードに対して経路制御メッセージを送信すると、その受信側ノードの経路制御メッセージ送信タイマを経路制御メッセージ送信間隔である $I [s]$ に設定し、このタイマが 0 になった時に次の経路制御メッセージをその受信側ノードに送信する。このとき、受信側ノードとの遅延を計測するため、送信側ノードは、経路制御メッセージの送信時刻を記憶する。経路制御メッセージには、受信側ノードアドレス、送信側ノードアドレスが設定される。ノードは、経路制御メッセージを受信すると、自身が受信側ノードでなければ、指定された受信側ノードの経路情報の前段ホップ情報を経路制御メッセージの送信元の隣接ノードに設定し、また、経路制御メッセージの受信時刻を記録した後、受信側ノードに対する経路ベクトル中の値が最大の次ホップノードを選択し、転送する。一方、自身宛の経路制御メッセージを受信した受信側ノードは、経路制御メッセージの受信時刻と、受信側ノードアドレス、送信側ノードアドレスを設定したフィードバックパケットを生成し、送信側ノードへ向けて送出する。フィードバックメッセージを受信したノードは、自身が送信側ノードでなければ、記録した経路制御メッセージの受信時刻と、フィードバックメッセージに含まれる受信側ノードの受信時刻から、

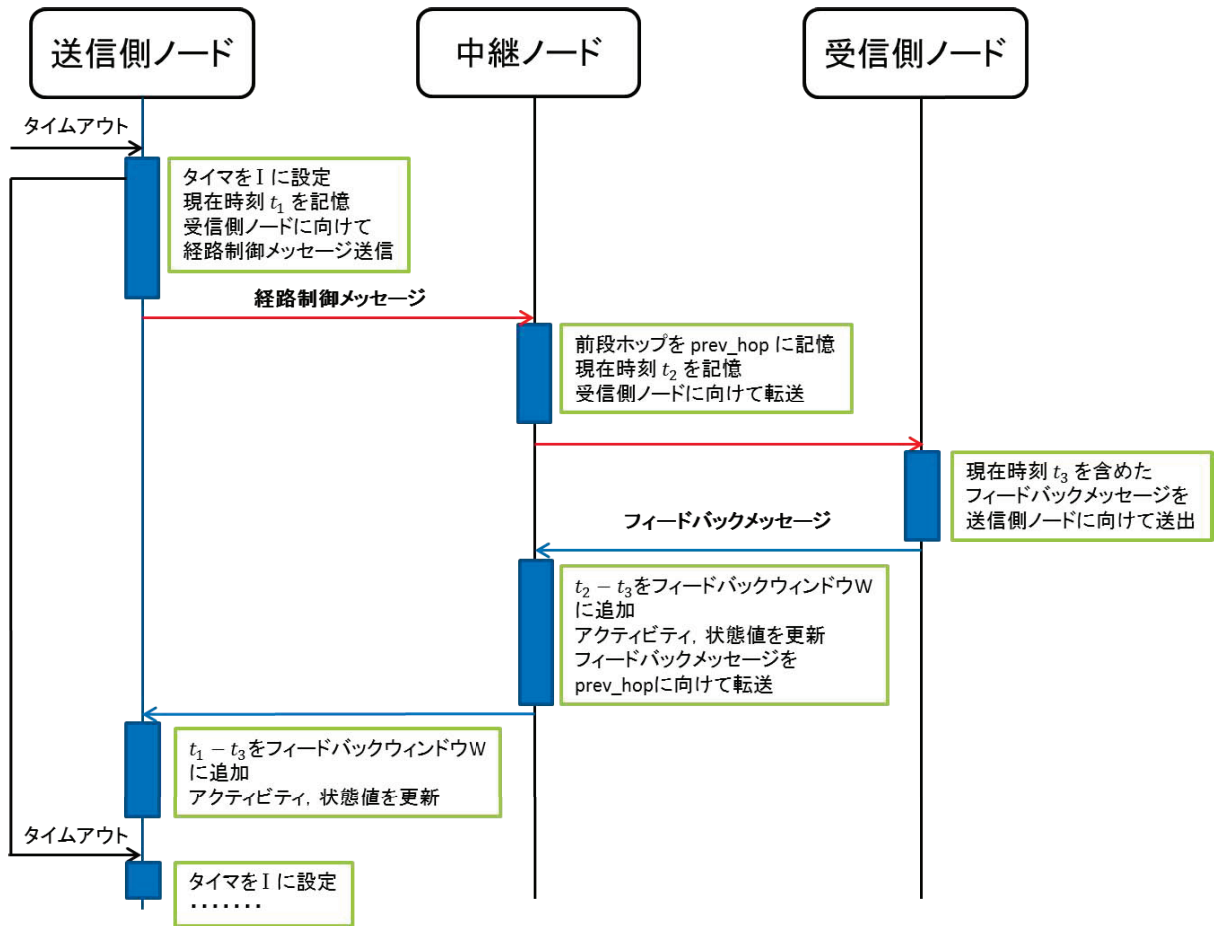


図 5: 経路情報更新におけるシーケンス図

自身から受信側ノードまでの片道遅延を算出し，フィードバックウィンドウを更新する．さらに，後述するように，受信側ノードに対するアクティビティと経路ベクトルを更新する．その後，前段ホップ情報に設定された隣接ノードにフィードバックメッセージを送信する．フィードバックメッセージを受信した送信側ノードも同様に，受信側ノードまでの片道遅延を算出し，フィードバックウィンドウ，アクティビティ，経路ベクトルを更新する．

アクティビティの更新は次式によって行う．

$$\alpha_{tmp} = \frac{w_{min}}{w_n} \quad (6)$$

$$\alpha = \begin{cases} \alpha_{tmp} & \text{if } \alpha_{old} \leq \alpha_{tmp} \\ \alpha_{old} + c(\alpha_{tmp} - \alpha_{old}) & \text{otherwise} \end{cases} \quad (7)$$

ここで， α_{old} はフィードバック受信時のアクティビティ， α_{tmp} は新しいアクティビティの候補値， α は新しいアクティビティであり， w_{min} はフィードバックウィンドウ内の遅延情報のうちの最小値， w_n は受信したフィードバックメッセージから算出される受信側ノードまでの片道遅延である．また， c ($0 \leq c \leq 1$) は移動平均の重みを定める定数であり，本報告では 0.1 を用いる．ノードは，まず，式 (6) にもとづいて，新しいアクティビティの候補値を計算し，この候補値が現在のアクティビティと比較して大きい場合，候補値を新しいアクティビティとする．一方，候補値が現在のアクティビティと比較して小さい場合，アクティビティの急激な低下を避けるために，式 (7) にもとづいて移動平均を計算し，新しいアクティビティとする．

そして，更新されたアクティビティを用いて各隣接ノード $i \in \vec{K}$ の状態値 m_i を次式により更新する．

$$\frac{dm_i}{dt} = \frac{s(\alpha)}{1 + m_{max}^2 - m_i^2} - d(\alpha)m_i + \eta_i \quad (8)$$

ここで， m_i ($i = 1, \dots, M$) は隣接ノードごとの状態値， $m_{max} = \max_{1 \leq i \leq M}(m_i)$ である．また， $s(\alpha) = \alpha[\beta\alpha^\gamma + \varphi^*]$ ， $d(\alpha) = \alpha$ であり，本報告では， $\varphi^* = \frac{1}{\sqrt{2}}$ ， $\beta = 1000$ ， $\gamma = 3$ を用いる． η_i は平均 0，分散 1 の正規乱数である．

5 経路制御メッセージ削減手法

前章で述べた手法では、それぞれのノードが定期的にすべてのノードに対する経路表の更新を行うため、経路制御メッセージ送信間隔を I 、平均経路長を l 、隣接ノード数を M とすると、経路制御メッセージとフィードバックメッセージの転送回数は単位時間あたり $2lN(N - M)/I$ となり、ノード数 N の増大により爆発的に増加する。そこで、本報告では経路制御メッセージとフィードバックの量を削減する手法を提案する。提案手法は、中継ノードによる経路制御メッセージ削減、送信側ノードにおける経路制御メッセージ削減、中継ノードにおける経路制御メッセージ削減と、キャッシュによる経路制御メッセージ転送数削減の4つの基本手法からなる。以降、まず、それぞれの基本手法について述べ、その後、それらを統合した提案手法の詳細を述べる。

5.1 基本手法

5.1.1 基本手法1：中継ノードにおける経路制御メッセージ削減

基本手法1では、中継ノードがフィードバックメッセージ転送時に受信側ノードに関する経路情報を更新できることから、中継ノードが同じ受信側ノードに対する経路制御メッセージを送信しないようにするものである。

図6において、送信側ノードから送信された経路制御メッセージは中継ノードを介して受信側ノードに到達する(図中、赤色矢印)。中継ノードは、経路制御メッセージ中継時に、その送信時刻をノードに記録する(図中、太い赤色矢印)。受信側ノードは、経路制御メッセージを受信すると、フィードバックメッセージを生成、送出する。送出されたフィードバックメッセージが中継ノードを介して送信側ノードに送出する(図中、青色矢印)。フィードバックメッセージには、受信側ノードが経路制御メッセージを受信した時刻が設定されている(図中、下向きの太い緑色矢印)。中継ノードは、フィードバックメッセージに設定された時刻と(図中、上向きの太い緑色矢印)、自身が記録した経路制御メッセージの受信時刻から、自身から中継ノードまでの片道遅延を算出する(図中、黄色矢印の範囲)。前章に述べたとおり、この算出結果に基づいて、アクティビティと経路ベクトルを更新する。経路情報を更新した中継ノードは、受信側ノードに対する経路制御メッセージ送信タイムを次式によって得られる値 I' に設定する。これによって経路制御メッセージの送信を遅らせ、経路制御によるオーバーヘッドを削減する。

$$I' = I + \max(I/100, J) \quad (9)$$

ここで、 I [s] は経路制御メッセージ送信間隔、 J [s] は遅延情報リストより取得する遅延ジッタの最大値である。遅延ジッタとは、遅延情報リストに存在する遅延の最大値と最小値

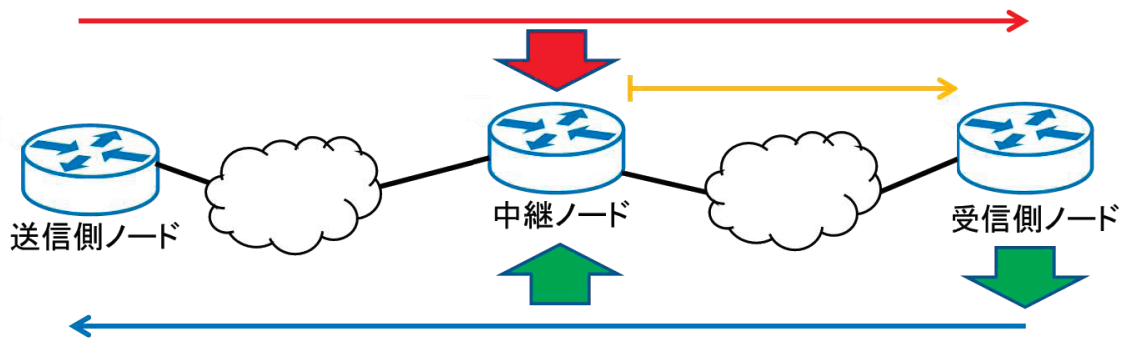


図 6: 基本手法 1 における中継ノードでの遅延情報取得

の差分であり，遅延ジッタの最大値 J は $J = \max\{w_n \in W\} - \min\{w_n \in W\}$ で求められる．フィードバックメッセージ中継時に経路情報を更新した後，ジッタを加味せずに，自身からの次の経路制御メッセージの送信タイミングを I 秒後とすると，同じフィードバックメッセージを受信した他の中継ノードからの同一受信側ノードに対する経路制御メッセージ送信と重複してしまう可能性が高くなる．ジッタを考慮して経路制御メッセージ送信タイマを設定することにより，この冗長な経路制御メッセージ送信を抑制する．

5.1.2 基本手法 2：送信ノードにおける経路制御メッセージ削減

まず，送信側ノードは経路制御メッセージ送信時に送信時刻を記録する（図 7 中，太い赤色矢印）．基本手法 2 では，さらに，中継ノードが経路制御メッセージの受信時刻を記録する（太い赤色矢印）．転送した経路制御メッセージに対して受信側ノードから送信されたフィードバックメッセージを受信すると，中継ノードは，記録していた受信時刻をフィードバックメッセージに設定し（下向きの太い緑色矢印），中継する．これを受信した送信側ノードは，フィードバックメッセージに設定された中継ノードの経路制御メッセージ受信時刻（上向きの太い赤色矢印）と，自身の記録した経路制御メッセージの送信時刻から，自身から中継ノードまでの片道遅延を算出し，この中継ノードを受信側ノードとした経路情報を更新する．さらに，中継ノードに対する制御メッセージ送信タイマを式 (9) によって求められる I' に設定する．

これにより，送信側ノードが中継ノードに対して送信する経路制御メッセージの数を削減することができ，長い経路を持つ送信側ノードほど経路制御メッセージ削減効果が高いと考えられる．

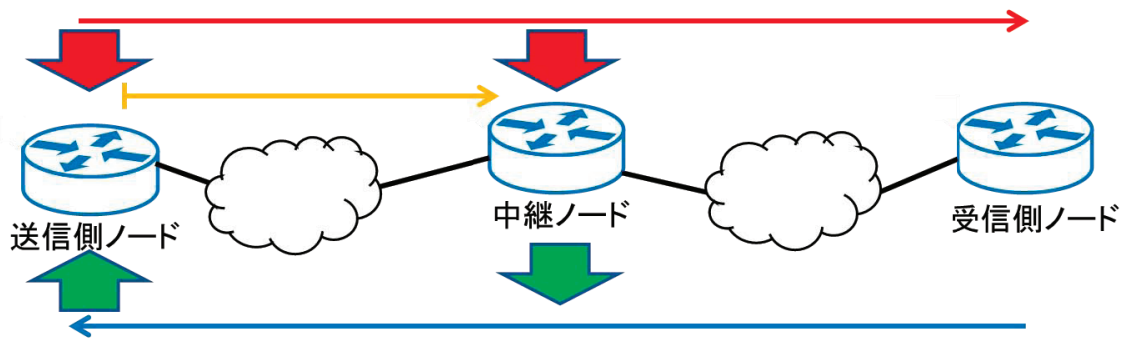


図 7: 基本手法 2 における送信ノードでの遅延情報取得

5.1.3 基本手法 3：宛先ノードにおける経路制御メッセージ削減

送信側ノードは、受信側ノードへの往路の片道遅延を知るために、受信側ノードからのフィードバックメッセージを必要とするが、例えばアクティビティを経路のホップ数や経路上のリンクの利用率などの通信方向に依存しない指標によって定義すると、受信側ノードが送信側ノードからの経路制御メッセージを受信した時点で、受信側ノードは送信側ノードへの通信における経路の品質を知ることができる。基本手法 3 では、エンド間遅延が通信方向に依存しないという仮定の下に、受信側ノードにおける経路制御メッセージ送信を抑制する。

送信側ノードは、送信時刻を設定した経路制御メッセージを送出する（図 8 中、上向きの緑色矢印）。これを受信した受信側ノードは、経路制御メッセージから送信時刻を読み出し（下向きの緑色矢印）、受信時刻との差を求め、これを受信側ノードから送信側ノードへの片道遅延と見なし、送信側ノードに関する経路情報を更新し、フィードバックメッセージを送信する。さらに、受信側ノードは、経路制御メッセージの送信側ノードに対する制御メッセージ送信タイマを式 (9) によって求められる T' に設定する。

これにより、受信側ノードにからの経路制御メッセージ送信を減らすことができ、ネットワーク全体では、経路制御メッセージの送信数がおおよそ半分になると考えられる。

5.1.4 基本手法 4：キャッシュによる転送数削減

プロアクティブ型経路制御では、すべてのノードがすべてのノードに対する経路情報を保持しているため、直近に更新された経路情報は近隣ノードにとっても有用であると考えられる。基本手法 4 では、中継ノードのもつ遅延情報をキャッシュと見なし、これを用いて受信側ノードの代わりに送信側ノードにフィードバックメッセージを送信することで、経路制御メッセージの転送を抑制する。

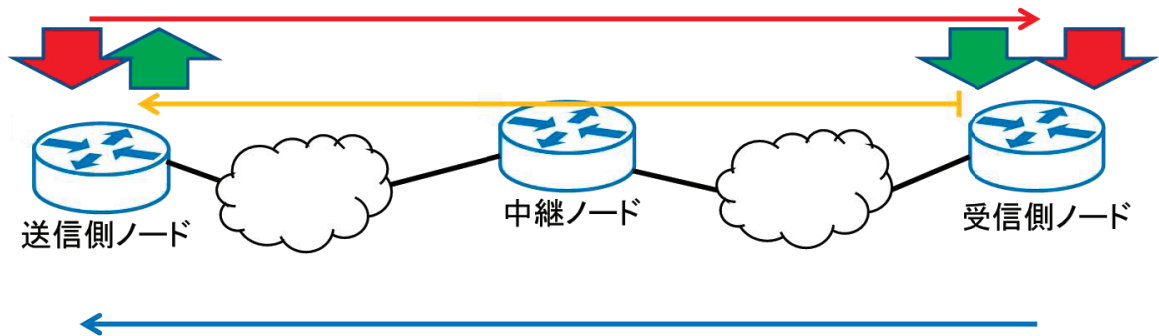


図 8: 基本手法 3 における受信側ノードでの遅延情報取得

基本手法 4 では、それぞれのノードは、経路制御メッセージに対してフィードバックメッセージを受信するなどして算出した遅延を、利用可能時間 I_c [s] だけキャッシュする。本稿では、キャッシュ時間 I_c として 10 秒を用いる。図 9 において、まず、送信側ノードが、送信時刻を記録し（図中、太い赤色矢印）、経路制御メッセージを送信する。これを受信した中継ノードにおいて、同じ受信側ノードに対する片道遅延がキャッシュされていれば、経路制御メッセージの受信時刻（図中、太い赤色矢印）とキャッシュしている片道遅延を足して、受信側ノードにおける経路制御メッセージ受信時刻を推定する。また、同じ受信側ノードに対して経路制御メッセージを送信した直後であれば、フィードバックメッセージの受信を待ち、経路制御メッセージの受信時刻を推定する。中継ノードは、推定結果を設定したフィードバックメッセージを生成し（太い黄色矢印）、送信側ノードに返信する。送信側ノードは受信したフィードバックメッセージと、自身が記録した送信時刻の差から、自身から受信側ノードへの片道遅延を算出し、キャッシュした後、受信側ノードに関する経路情報を更新する。

これにより、経路制御メッセージの転送によるネットワーク資源の使用量を抑えることができる。ノードの次数に偏りがあるトポロジの場合には、次数の高いノードを多くの経路が通過するため、そのノードのキャッシュの効果が高くなると考えられる。

5.2 提案手法

提案する経路制御メッセージ削減手法は、前節で述べた基本手法を統合した手法である。まず、送信側ノードは、ある受信側ノードの制御メッセージ送信タイムが 0 になると、送信側ノードと受信側ノードのアドレス、および送信時刻を設定した経路制御メッセージを送信し、送信時刻を記録する。経路制御メッセージを受信した中継ノードは、まず、経路制御メッセージの受信時刻を記録する。次に、経路制御メッセージに含まれる、送信側ノードの

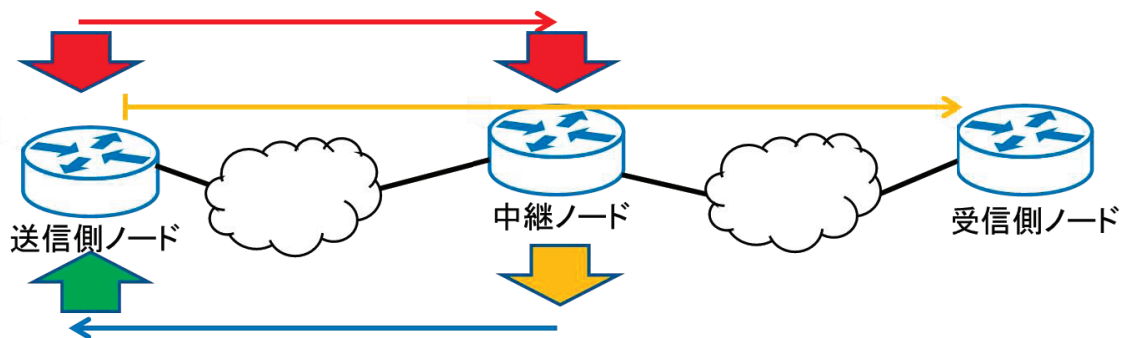


図 9: 基本手法 4 におけるキャッシュを用いた送信側ノードでの遅延情報取得

送信時刻と自身の受信時刻から送信側ノードからの遅延を計算，キャッシュし，これを自身から送信側ノードへの片道遅延と見なして送信側ノードに関する経路情報を更新して，送信側ノードに対する制御メッセージ送信タイマを再設定する（基本手法 1, 3）．また，経路制御メッセージに，自身より送信側ノードに近い中継ノードにおける受信時刻が設定されていれば，同様に，その中継ノードについて片道遅延を算出，キャッシュ，経路情報を更新し，制御メッセージ送信タイマを再設定する（基本手法 1, 2, 3）．次に，受信側ノードに対する遅延情報をキャッシュしていれば，受信側ノードの経路制御メッセージ受信時刻を推定し，フィードバックメッセージを生成する．フィードバックメッセージには，自身が経路制御メッセージを受信した時刻も設定し，送信側ノードに返信する（基本手法 4）．一方，受信側ノードに関する遅延のキャッシュがない場合には，経路制御メッセージに自身の受信時刻の情報を追加し，次ホップノードに転送する．経路制御メッセージを受信した受信側ノードは，経路制御メッセージに設定された遅延情報から，送信側ノードとの片道遅延（基本手法 3），中継ノードとの片道遅延（基本手法 2, 3）をそれぞれ算出，キャッシュし，経路情報の更新，制御メッセージ送信タイマの再設定を行う．その後，受信側ノードは，経路制御メッセージの受信時刻と，送信側ノードと受信側ノードのアドレスを設定したフィードバックメッセージを送信する．

フィードバックメッセージを受信した中継ノードは，まず，フィードバックメッセージに設定された受信側ノードと自身よりも受信側ノードに近い中継ノードにおける経路制御メッセージの受信時刻から，自身からそれらのノードへの片道遅延を算出，キャッシュして，それぞれの経路情報を更新した後，制御メッセージタイマを再設定する（基本手法 1, 2）．次に，記録しておいた経路制御メッセージの受信時刻情報をフィードバックメッセージに追加して，送信側ノードへ転送する．送信側ノードは，フィードバックメッセージを受信すると，設定された遅延情報に基づき，すべての中継ノードと受信側ノードに対する片道遅延を算

出，キャッシュし，経路情報を更新する（基本手法2）．

したがって，提案手法では，ある送受信ノード間の経路制御メッセージとフィードバックメッセージの送受信により，経路内のすべてのノードにおいて，経路内の他のすべてのノードに関する経路情報を更新することができる．

6 評価シナリオ

6.1 シミュレーション条件

シミュレーションは ns-2 [11] を用いて行う。経路制御手法のパラメータとしては、遅延情報保持数 n を 20，更新間隔 I を 30 秒，キャッシュの利用可能時間 I_c を 10 秒とする。バックグラウンドトラヒックはないものとし，経路制御メッセージの遅延の変動が小さい状態で評価を行う。シミュレーション時間は 160 秒とし，この間に発生した経路制御メッセージとフィードバックメッセージを評価の対象とする。ただし，シミュレーション終了時にネットワーク内に存在する経路制御メッセージ，フィードバックメッセージは，それらがシミュレーション終了時までには通過したノードについて評価対象とする。

シミュレーションに用いるトポロジは，BA モデル [12] と，Waxman モデル [13] によって生成する。BA モデルでは，次の手順により，ノードの次数がべき則に従い，スケールフリー性をもつネットワークトポロジが生成される。

手順 1 2 個以上のノードからなる完全グラフ K を作成する。

手順 2 新しいノードを 1 個追加し，既に存在しているノードに対して，確率 p で 1 本のリンクを張る。このとき， p は各ノードのその時点での次数 k に比例し， d_{all} をその時点でのノードの次数の総数， d_i をノード i の次数とすると， p は次式によって決定する。

$$p = \frac{d_i}{d_{all}} \quad (10)$$

手順 3 手順 2 をネットワークに所定の数のノードが含まれるまで繰り返す。

Waxman モデルでは，現実のネットワークにより近いランダムグラフが生成されるよう，次の手順により，物理上の距離が近いノードほどリンクが設定されるようにする。

手順 1 所定の数のノードを最大長が L の 2 次元空間にランダムに配置する。

手順 2 一对のノード u と v をランダムに選び，その間を式 (5) で与えられる確率 $P(u, v)$ で接続する。 $d(u, v)$ はノード u, v のユークリッド距離である。また， μ, ν の範囲は $(0, 1)$ である。

$$P(u, v) = \mu \exp\left(\frac{-d(u, v)}{\nu L}\right) \quad (11)$$

図 10, 11 に，BA モデル，Waxman モデルで生成したネットワークの例をそれぞれ示す。また，図 12 に，それぞれのトポロジにおけるノードの次数分布を示す。

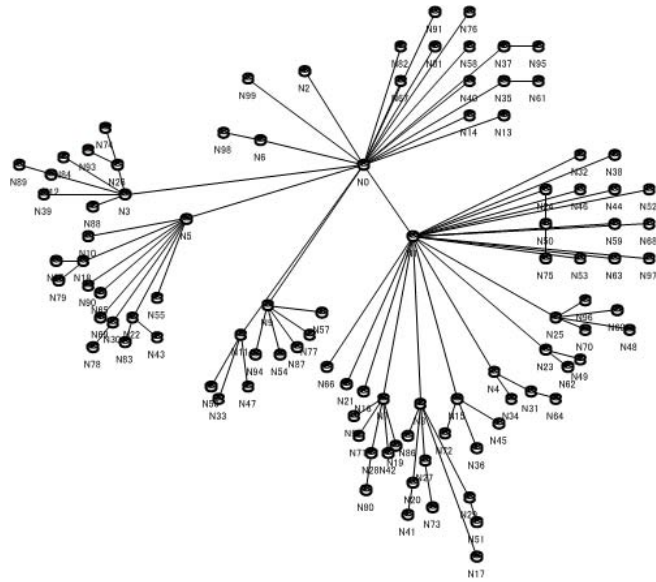


図 10: BA モデルのトポロジの例

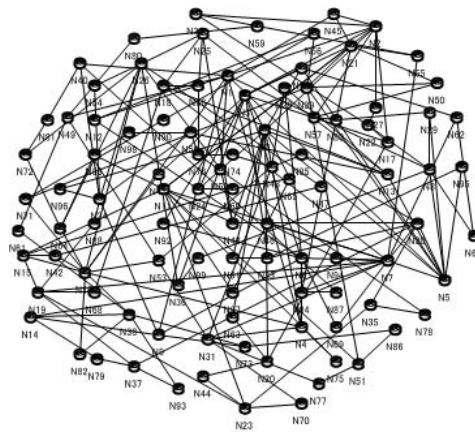


図 11: Waxman モデルのトポロジの例

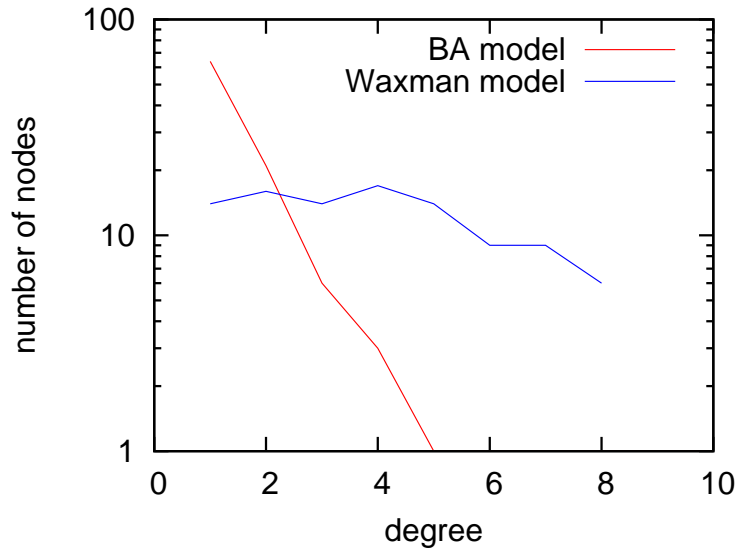


図 12: BA モデル, Waxman モデルのトポロジにおけるノード次数の分布

BA モデルについて, 2 ノードの完全グラフから 100 ノード, リンク数 99 のトポロジを 10 種生成し, 経路制御メッセージ送信タイミングを決定する乱数のシードを 10 種用いて計 100 回のシミュレーションを行う. また同様に, Waxman モデルについて, 100 ノード, リンク数 200 前後のトポロジを 10 種作成し, 10 種の乱数のシードを用いて 100 回のシミュレーションを行う. また, すべてのリンクの回線容量は 10 Mbps, 伝搬遅延を 10 ms とし, バッファサイズを 100Kbyte とする. なお, すべてのシミュレーションにおいてバッファあふれは発生しなかった.

6.2 評価指標

経路制御がネットワークに与える負荷の観点から経路制御メッセージ削減手法を評価するため, 全ての経路制御メッセージ, フィードバックメッセージが転送されたホップ数の総和である, 総ホップ数に基づき, 次式で算出される削減率 R を用いる.

$$R = \frac{H_d - H_m}{H_d} \times 100 \quad (12)$$

ここで, H_d は経路制御メッセージ削減を行わない場合の総ホップ数, H_m は経路制御メッセージ削減を行った場合の総ホップ数である.

媒介中心性は, そのノードが他のノード間の最短経路にどれくらい含まれるかを表す指標

であり，ノード i の媒介中心性 C_i は次式で求められる．

$$C_i = \frac{2 \sum_{u \in N - \{i\}, v \in N - \{i\}, u < v} g_{u,v}(i)/g_{u,v}}{(n-1)(n-2)} \quad (13)$$

ここで， n はネットワーク内のノード数であり $n = |N|$ ， i, u, v はノードの識別子， $g_{u,v}$ はノード u, v 間の最短経路数， $g_{u,v}(i)$ はノード u, v 間の最短経路のうちノード i を含むものの数である．

また，ノードの経路制御メッセージ送信数，受信数，中継数を以下のように定義する．

- 1．経路制御メッセージ送信数 ノードが，送信側ノードとなって，他のノードを受信側ノードとして生成，送信した経路制御メッセージの数．
- 2．経路制御メッセージ受信数 ノードが，自身を受信側ノードとして受け取った経路制御メッセージの数．
- 3．経路制御メッセージ中継数 ノードが転送した，自身以外のノード宛に送信された経路制御メッセージとフィードバックメッセージの数．

7章においては，それぞれの基本手法と，提案手法，および提案手法でキャッシュを用いない場合について，評価する．なお，以降では，“提案手法を提案手法（キャッシュあり）”，キャッシュを用いない提案手法を“提案手法（キャッシュなし）”と表記する．

表 1: 提案手法と基本手法における削減率

	BA モデル		Waxman モデル	
	平均削減率	変動係数	平均削減率	変動係数
提案手法 (キャッシュあり)	70.5%	0.0029	71.3%	0.00031
提案手法 (キャッシュなし)	69.3%	0.0031	70.6%	0.00035
基本手法 1	28.9%	0.011	34.5%	0.00085
基本手法 2	29.0%	0.011	36.0%	0.0028
基本手法 3	47.9%	0.0000021	47.9%	0.0000021
基本手法 4	45.6%	0.0093	31.3%	0.0034

7 評価結果

表 1 に BA モデル, Waxman モデルそれぞれにおける, 提案手法と各基本手法による総ホップ数の削減率を示す. 表 1 より, キャッシュの有無, トポロジ生成モデルにかかわらず, また, 変動係数が小さいことから個別のトポロジの違いによらず, 提案手法を用いることで約 70%の経路制御メッセージを削減できることが分かる. さらに, 提案手法では, キャッシュの有無が削減率に与える影響はたかだか約 1%であり, キャッシュの効果が低い. 一方で, ノードにおける経路制御メッセージの削減を行わず, キャッシュのみを用いた基本手法 4 では, 30%以上の経路制御メッセージが削減されている. これは, 基本手法 1 により, 中継ノードにおいて生成される経路制御メッセージ数が削減され, 基本手法 2 により送信ノードにおいて生成される経路制御メッセージ数が削減され, さらに, 基本手法 3 により宛先ノードにおいて生成される経路制御メッセージ数が削減されることによって, キャッシュを利用する経路制御メッセージが少ない, あるいは, キャッシュヒットにより経路制御メッセージが転送されなくなることによって経路制御メッセージ削減の効果が低下するなどの理由によって, キャッシュの有無による削減効果の差が小さくなったものと考えられる. 以降では, 個々の基本手法の詳細分析を行い, この理由について考察する.

図 13, 図 14, 図 15 に, 経路制御メッセージ削減を行わない場合の, ノードの媒介中心性とそのノードにおける経路制御メッセージの送信数, 受信数, 中継数の関係をそれぞれ示す. なお, 図中の点の数は全 200 回のシミュレーションにおけるノード数に等しく, 図中の曲線は最小二乗法による近似線である. 図 13, および図 14 より, 媒介中心性が高いノードほど送受信する経路制御メッセージの数が少ないことが分かる. さらに, ノードの次数と媒介中心性, 経路メッセージ総受信数との関係を分析すると, 図 16 より, ノードの次数が媒

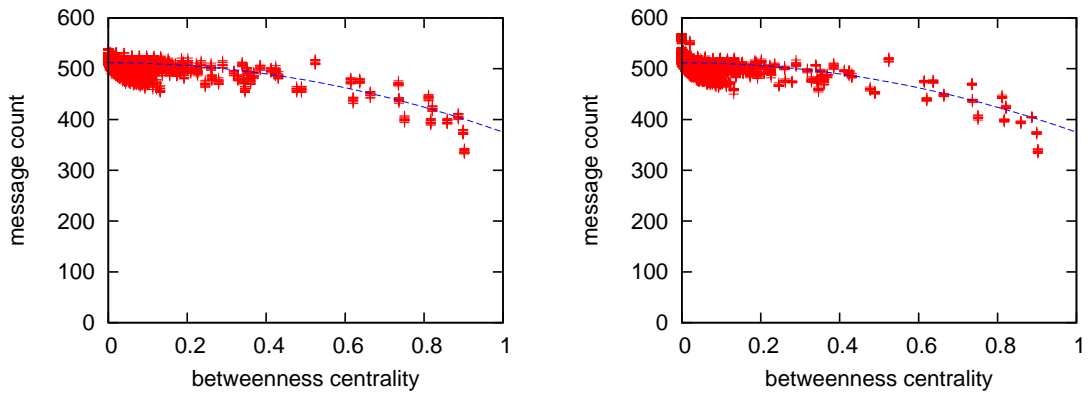


図 13: 経路制御メッセージ削減を行わない場合の媒介中心性と送信数の関係
 図 14: 経路制御メッセージ削減を行わない場合の媒介中心性と受信数の関係

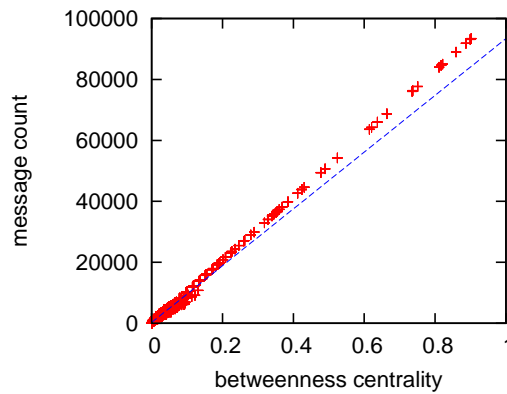


図 15: 経路制御メッセージ削減を行わない場合の媒介中心性と中継数の関係

媒介中心性の2乗に比例していることが分かる。なお、図中の曲線は、それぞれ媒介中心性と次数、媒介中心性と経路制御メッセージ送信数の関係を、最小二乗法により近似したものである。4章で述べたように、ノードは隣接ノードに対して、その隣接ノードを受信側ノードとした経路制御メッセージを送信しないため、次数が高いノードでは他のノードと比べて隣接ノードと直接やりとりする経路制御メッセージが少なく、その結果、ノードの次数が高くなるほど経路制御メッセージ送信数が減少する。同様に、図 17 から、ノードの次数が高くなるほど経路制御メッセージの受信数が減少していることが分かる。なお、経路制御メッセージの中継数は、図 15 に示されるように、ノードの媒介中心性、すなわちそのノードが他のノード対の最短経路に含まれる割合と比例する。

図 18 に、経路制御メッセージの削減を行わない場合の、ノードの媒介中心性と経路制御

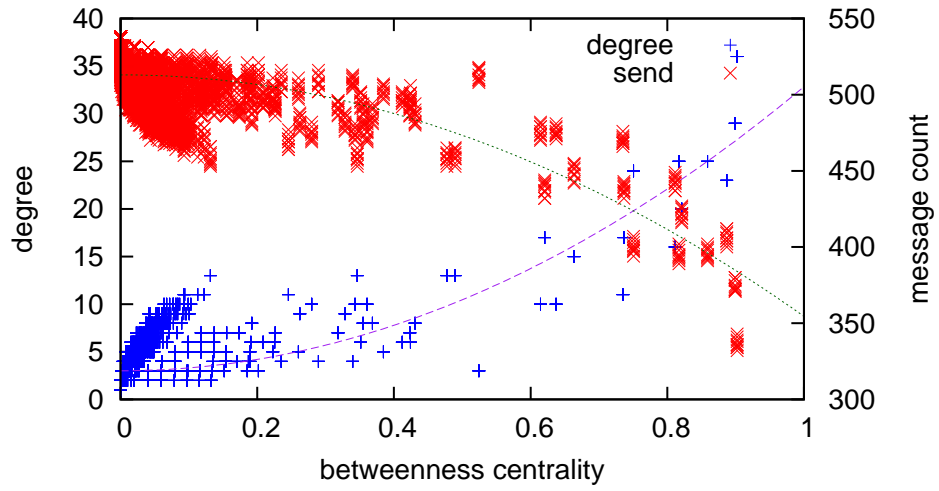


図 16: 経路制御メッセージ削減を行わない場合の送信数とノード次数の関係

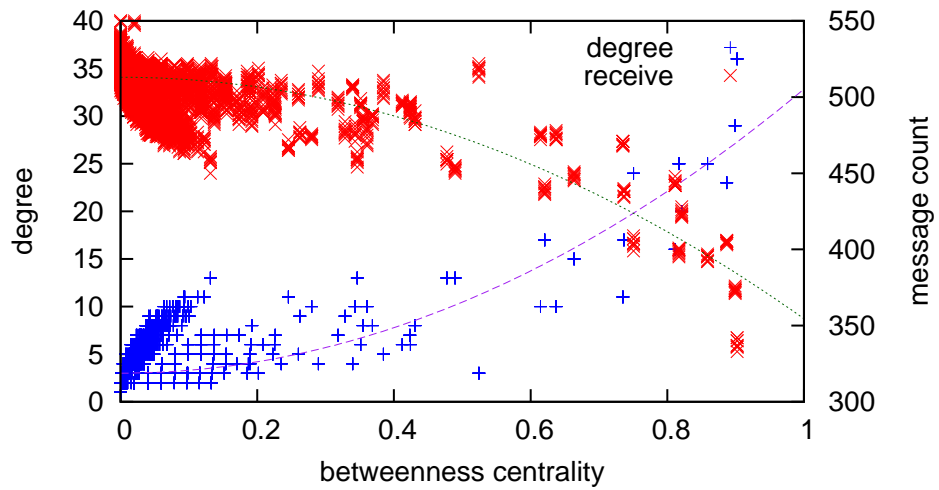


図 17: 経路制御メッセージ削減を行わない場合の受信数とノード次数の関係

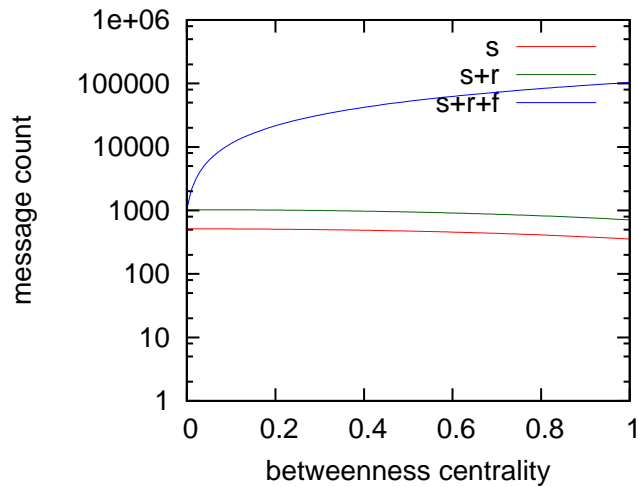


図 18: 経路制御メッセージの削減を行わない場合の媒介中心性と送信数，受信数，中継数の関係

メッセージの送信数，受信数，中継数の関係を，最小二乗法により近似し，その結果を送信数，受信数，中継数の順に積み上げた累計で示している．したがって，一番上に位置する曲線は，ノードの送信，受信，中継するメッセージの総数を表している．図より，ノードにおける経路制御メッセージの中継数が非常に多く，これがメッセージの総ホップ数，すなわちネットワークに与える負荷の大きな要因になっていることが分かる．

次に，図 19，図 20，図 21 に，基本手法 1 を用いた場合の，ノードの媒介中心性とそのノードにおける経路制御メッセージの送信数，受信数，中継数の関係をそれぞれ示す．図 19 と図 13 を比較すると，基本手法 1 では，媒介中心性が低いノード以外では経路制御メッセージの送信数が大きく削減されており，特に，媒介中心性が高いノードの経路制御メッセージ送信数が 0 に近いことが分かる．これは，媒介中心性が高いノードは，他の送受信ノード間でやりとりされる経路制御メッセージを中継することで，多くの受信側ノードに関して経路情報を更新することができ，それらの受信側ノードに対する経路制御メッセージを送出する必要がなくなるためである．また，媒介中心性の高いノードから他のノードへの経路制御メッセージ送信数が減少するため，全ノードの受信数や中継数が減少する．

図 22 に，基本手法 1 を用いた場合の，ノードの媒介中心性と経路制御メッセージの送信数，受信数，中継数を累計との関係を示す．図 18 と比較すると，総量の削減度合いは低いものの，経路制御メッセージの送受信数が減少していることが分かる．

次に，図 23，図 24，図 25 に，基本手法 2 を用いた場合の，ノードの媒介中心性と経路制御メッセージの送信数，受信数，中継数の関係をそれぞれ示す．

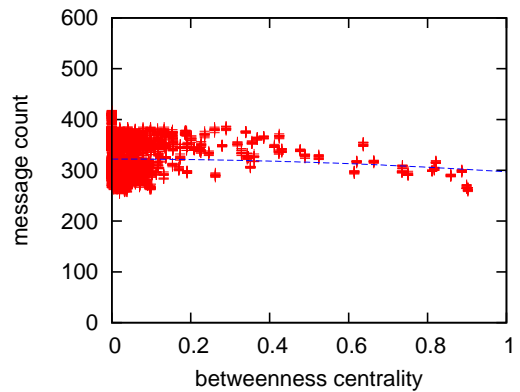
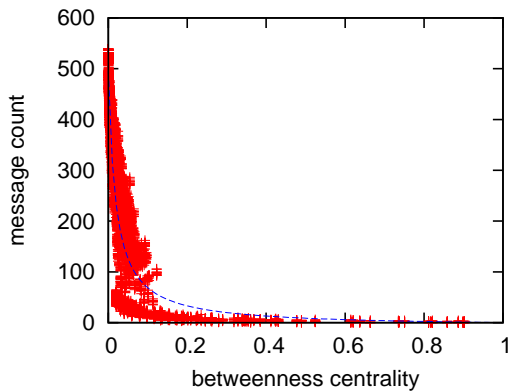


図 19: 基本手法 1 を用いた場合の媒介中心性と送信数の関係

図 20: 基本手法 1 を用いた場合の媒介中心性と受信数の関係

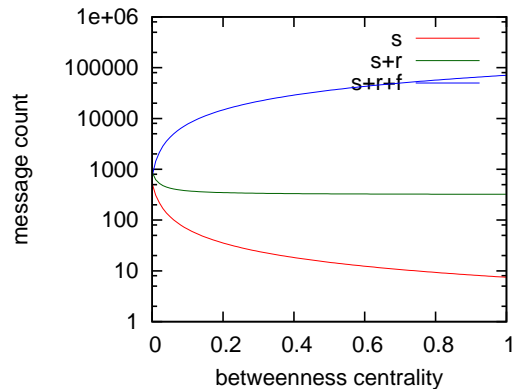
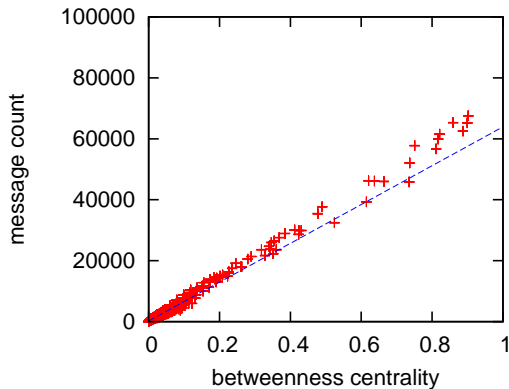


図 21: 基本手法 1 を用いた場合の媒介中心性と中継数の関係

図 22: 基本手法 1 を用いた場合の媒介中心性と送信数，受信数，中継数の関係

図 23 より，基本手法 2 では，ノードの媒介中心性によらず，図 13 と比較して全体的に送信数が減少しているおり，特に媒介中心性の低いノードでより多く減っているが分かる．これは，基本手法 2 では，経路制御メッセージとフィードバックメッセージの送受信によって，送信側ノードが受信側ノードとの経路上のノードに関する経路情報を更新することができ，それらのノードに対する経路制御メッセージを送信する必要がなくなるためである．送信側ノードから受信側ノードまでの経路長が長いほど，送信側ノードにおいてより多くの中継ノードに関する経路情報の更新を行え，経路制御メッセージを送信しなくてよいノードが多くなると考えられるため，図 27 にノードの媒介中心性と平均経路長の関係を示す．図 27 より，媒介中心性が低いノードの平均経路長が長い傾向があり，これは図 23 の結果と対応している．また，図 24 と図 14 を比較すると，媒介中心性が低いノード以外では経路制

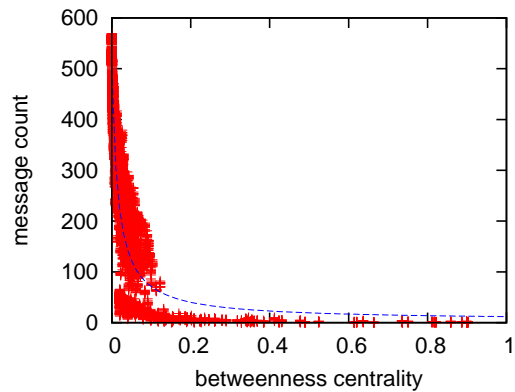
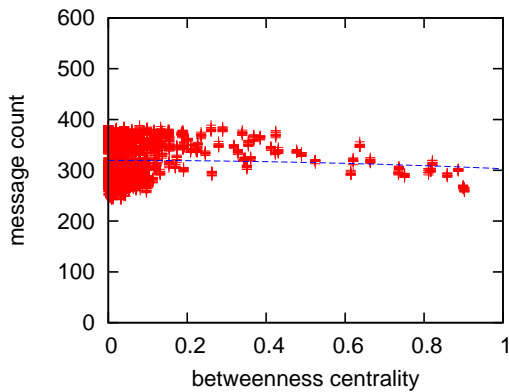


図 23: 基本手法 2 を用いた場合の媒介中心性と送信数の関係

図 24: 基本手法 2 を用いた場合の媒介中心性と受信数の関係

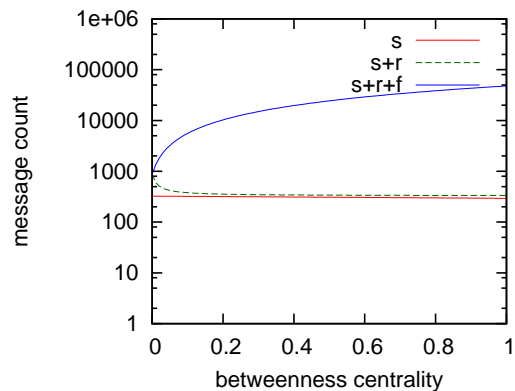
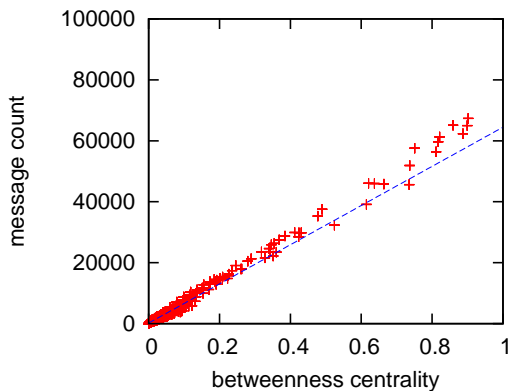


図 25: 基本手法 2 を用いた場合の媒介中心性と中継数の関係

図 26: 基本手法 2 を用いた場合の媒介中心性と送信数，受信数，中継数の関係

御メッセージの受信数が大きく削減されており、特に、媒介中心性が高いノードの経路制御メッセージ受信数が 0 に近いことが分かる。これは、媒介中心性が高いノードは、他の送受信ノード間でやりとりされる経路制御メッセージを中継することで、多くの送信側ノードにおいてそのノードを受信側ノードとする経路情報が更新されることにより、それらの送信側ノードから、この中継ノードに対して経路制御メッセージを送出する必要がなくなるためである。送信数の減少にともなって経路制御メッセージの総数が減少するため、図 25 に示されるように、中継数は全体的に減少する。

図 26 に、基本手法 2 を用いた場合の、ノードの媒介中心性と経路制御メッセージの送信数、受信数、中継数の累計との関係を示す。図 18 と比較して、経路制御メッセージの送受信数が減少しており、さらに経路制御メッセージの中継数も減少していることが分かる。

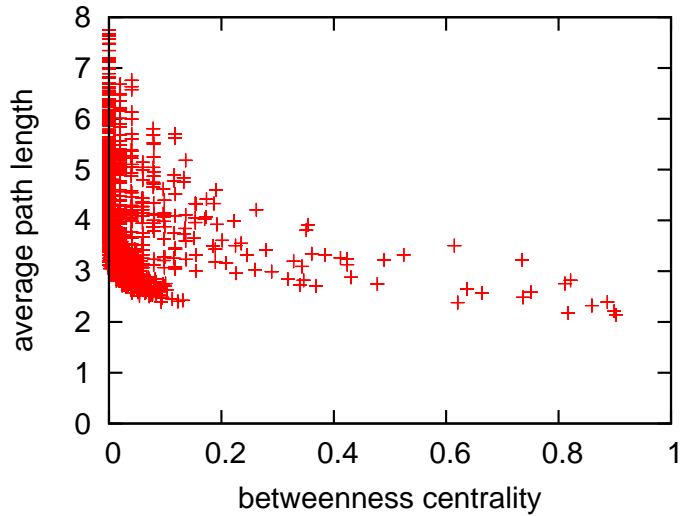


図 27: ノードの媒介中心性と平均経路長

また、図 28、図 29、図 30 に基本手法 3 を用いた場合の、ノードの媒介中心性と経路制御メッセージの送信数、受信数、中継数の関係をそれぞれ示す。図 28 と図 13、および図 29 と図 14 をそれぞれ比較することにより、基本手法 3 を用いることで、ノードごとのばらつきは大きいものの、経路制御メッセージの送信数、および受信数をそれぞれおおよそ半分程度に減らしていることが分かる。これは、経路制御メッセージの受信側ノードが送信側ノードに対して経路制御メッセージを送信しなくなるためである。さらにその結果、経路制御メッセージの発生数がおおよそ半分になり、各ノードにおける経路制御メッセージの中継数もおおよそ半分となる。

図 31 に、基本手法 3 を用いた場合の、ノードの媒介中心性と経路制御メッセージの送信数、受信数、中継数の累計との関係を示す。図 18 と比較して、経路制御メッセージの送信数、受信数、中継数のいずれも、ノードの媒介中心性によらず低くなっていることが分かる。

さらに、図 32、図 33、図 34 に、基本手法 4 を用いた場合の、ノードの媒介中心性と経路制御メッセージの送信数、受信数、中継数の関係それぞれ示す。基本手法 4 では、各ノードが、取得した遅延をキャッシュの利用可能時間の間、蓄積し、受信した経路制御メッセージに対して、キャッシュされた遅延情報をもとにフィードバックメッセージを生成、送出することで、経路制御メッセージの中継を抑制する。したがって、図 32 に示されるように、図 13 と比較して、経路制御メッセージの送信数は変化しない。一方、図 33 と図 14 を比較して、基本手法 4 では、全体的に経路制御メッセージ受信数が減少しているが、特に、媒介中心性が低いノードほど減少の度合いが大きいことが分かる。これは、基本手法 4 では、ある

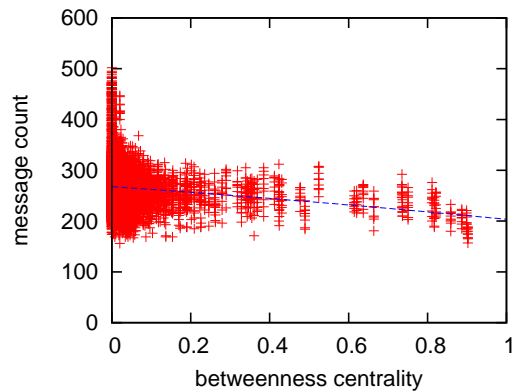
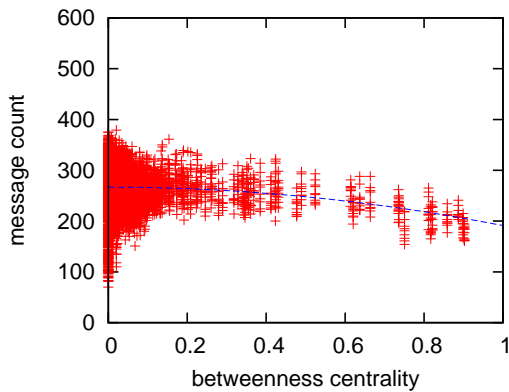


図 28: 基本手法 3 を用いた場合の媒介中心性と送信数の関係

図 29: 基本手法 3 を用いた場合の媒介中心性と受信数の関係

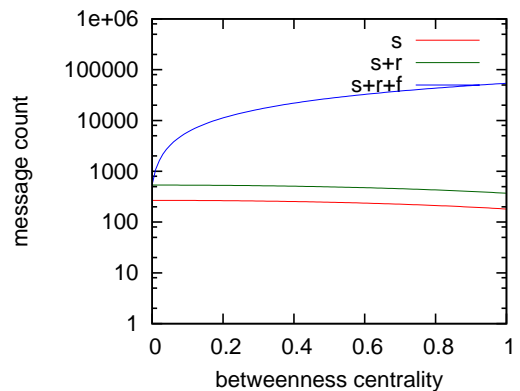
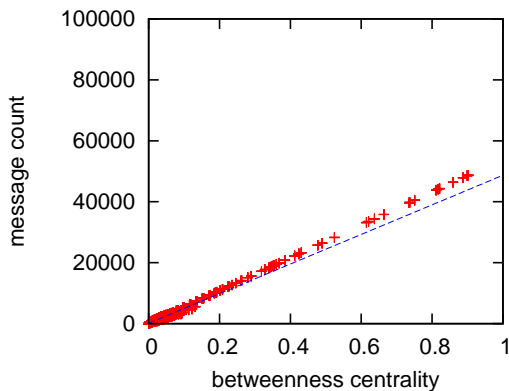


図 30: 基本手法 3 を用いた場合の媒介中心性と中継数の関係

図 31: 基本手法 3 を用いた場合の媒介中心性と送信数, 受信数, 中継数の関係

ノードに着目すると、そのノードを受信側ノードとする経路が長いほど、多くのノードが中継ノードとなり、また、キャッシュを利用したフィードバックを行うため、経路制御メッセージの受信数の減少度合いが大きくなるためである。図 27 に示されるとおり、媒介中心性が低いノードほど他のノードとの経路が長く、図 33 の結果と一致している。また、経路制御メッセージの中継数については、おおよそ一様に減少している。

図 35 に基本手法 4 を用いた場合の、ノードの媒介中心性と経路制御メッセージの送信数、受信数、中継数の累計との関係を示す。図 18 と比較して、経路制御メッセージの送信数は変わらないものの、中継数が大きく減少していることが分かる。

次に、図 36、図 37、図 38 にキャッシュを用いない提案手法における、ノードの媒介中心性と経路制御メッセージの送信数、受信数、中継数の関係をそれぞれ示す。図 36、および図

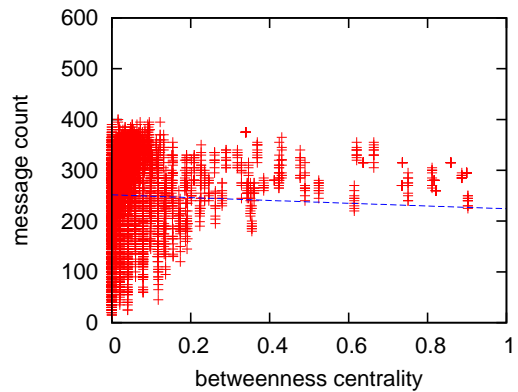
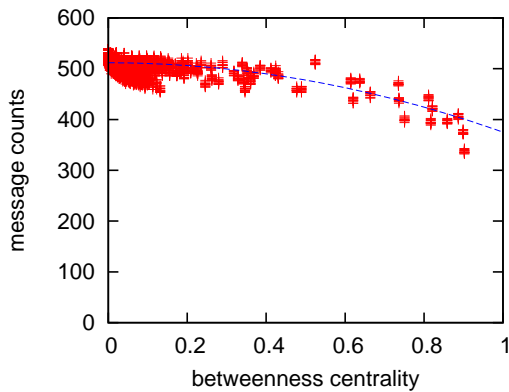


図 32: 基本手法 4 を用いた場合の媒介中心性と送信数の関係

図 33: 基本手法 4 を用いた場合の媒介中心性と受信数の関係

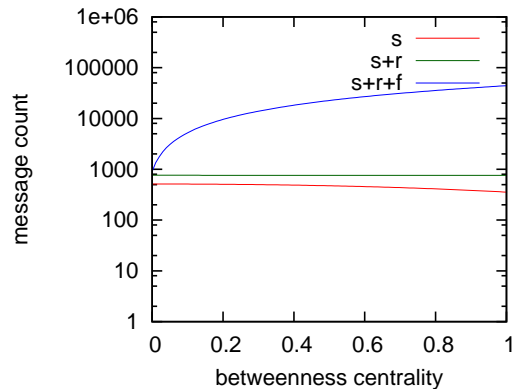
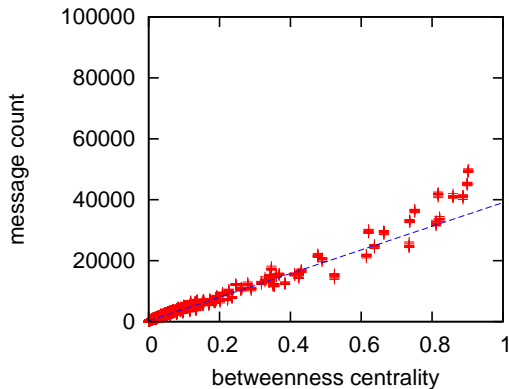


図 34: 基本手法 4 を用いた場合の媒介中心性と中継数の関係

図 35: 基本手法 4 を用いた場合の媒介中心性と送信数，受信数，中継数の関係

13 より，キャッシュを用いない提案手法を用いた場合の送信数と経路制御メッセージを削減しない場合の送信数を比較すると，媒介中心性の低いノードではおよそ半分程度，媒介中心性の高いノードではほぼ 0 まで経路制御メッセージ送信数が削減されている．したがって，媒介中心性の高いノードでは基本手法 1 による削減の効果が高く，媒介中心性の低いノードではさらに基本手法 2, 3 によって経路制御メッセージが削減されていると考えられる．図 37 と，図 14 により，キャッシュを用いない提案手法を用いた場合の受信数と経路制御メッセージを削減しない場合の受信数を比較すると，送信数と同様に，媒介中心性が低いノードではおよそ半分程度，媒介中心性の高いノードではほぼ 0 まで経路制御メッセージ送信数が削減されている．したがって，媒介中心性の高いノードでは基本手法 2 による削減効果が高く，媒介中心性の低いノードではさらに基本手法 1, 3 によって経路制御メッセージが削減

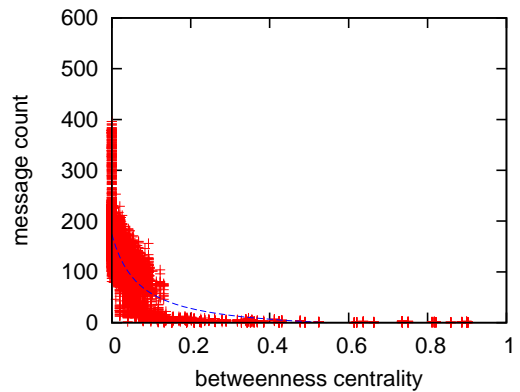
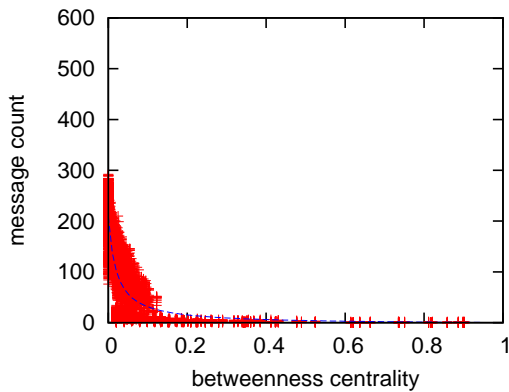


図 36: キャッシュを用いない提案手法を用いた場合の媒介中心性と送信数の関係

図 37: キャッシュを用いない提案手法を用いた場合の媒介中心性と受信数の関係

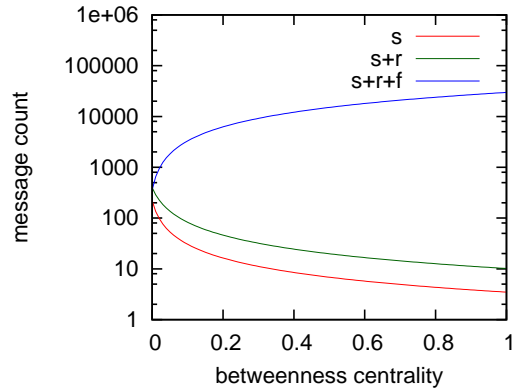
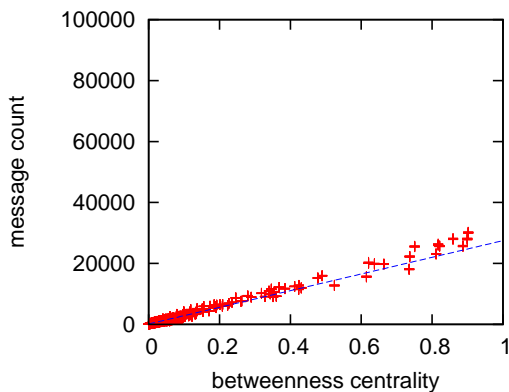


図 38: キャッシュを用いない提案手法を用いた場合の媒介中心性と中継数の関係

図 39: キャッシュを用いない提案手法を用いた場合の媒介中心性と送信数、受信数、中継数の関係

されていると考えられる。図 36 より、送信数が削減されていることから、図 38 では中継数が削減されている。

図 39 にキャッシュを用いない提案手法を用いた場合の、ノードの媒介中心性と経路制御メッセージの送信数、受信数、中継数の累計との関係を示す。図 18 と比較して、送信数、受信数、中継数がいずれも大きく削減されていることが分かる。

次に、図 40、図 41、図 42 にキャッシュを用いる提案手法における、ノードの媒介中心性と経路制御メッセージの送信数、受信数、中継数の関係をそれぞれ示す。図 40 と図 36 を比較すると、キャッシュを用いることで全体的に送信数が増加していることが分かる。これは、中継ノードがキャッシュを利用してフィードバックメッセージを返信することにより、その中

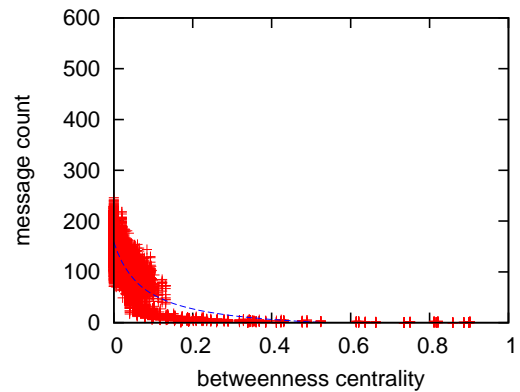
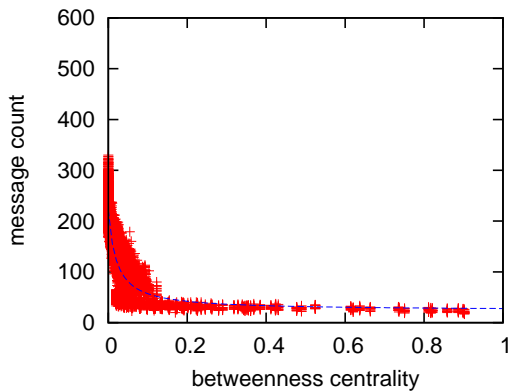


図 40: キャッシュを用いた提案手法を用いた場合の媒介中心性と送信数の関係
 図 41: キャッシュを用いた提案手法を用いた場合の媒介中心性と受信数の関係

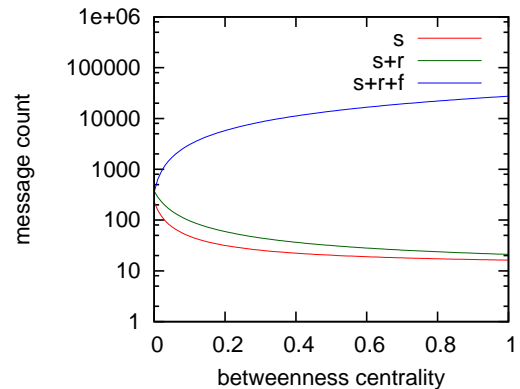
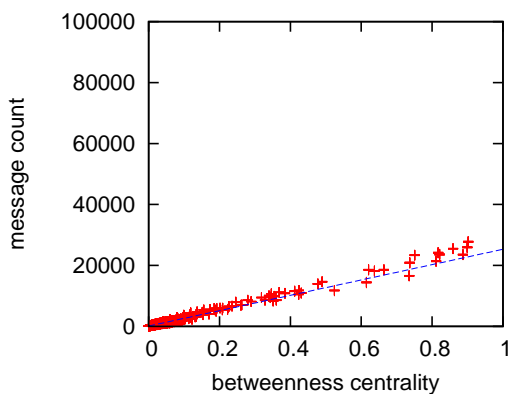


図 42: キャッシュを用いた提案手法を用いた場合の媒介中心性と中継数の関係
 図 43: キャッシュを用いた提案手法を用いた場合の媒介中心性と送信数，受信数，中継数の関係

継ノードから受信側ノードの間の中継ノードと、受信側ノードは、送信側ノードとフィードバックを返信した中継ノードを含むその間の経路上のノードすべてに関する情報を取得できなくなるためである。これらのノードは、情報を取得できなかったノードに対して経路制御メッセージを送信することとなるため、全体としてキャッシュを用いない場合と比較して送信量が増加する。一方、図 41 と図 37 を比較すると、キャッシュを用いる場合の方が経路制御メッセージの受信量が少ない。これは、中継ノードが受信側ノードの代わりにフィードバックメッセージを送信するために、受信側ノードが経路制御メッセージを受信しなくなることによる。また、中継ノードが、受信した経路制御メッセージの受信側ノードと同じノードに対して経路制御メッセージを送信している場合に、その対応するフィードバックメッセージ

を待つ、遅延情報を送信側ノードにフィードバックすることも影響している。このフィードバックメッセージには、キャッシュを利用した中継ノードよりも経路の先のノードに関する遅延情報も含まれるため、送信側ノードは経路上のすべての中継ノードに対して経路制御メッセージを送る必要がなくなる。このことにより、経路制御メッセージの受信数も減少する。最後に中継数については、図 40 と図 44 を比較すると、キャッシュを用いることによってわずかながら減少している。これは、経路制御メッセージの送信数は増えるものの、キャッシュによって転送を抑制される効果の方が大きいためであると考えられる。

図 43 にキャッシュを用いた提案手法を用いた場合の、ノードの媒介中心性と経路制御メッセージの送信数、受信数、中継数の累計との関係を示す。図 39 と比較して送信数が増加し、受信数が減少している。

以上より、キャッシュによって経路制御メッセージの中継が抑制されることによる受信数と中継数の減少と、受信側ノードに近いノードで経路制御メッセージを受信できなくなることによる送信数と中継数の増加とが相殺されるため、キャッシュの有無による削減率の差が小さくなったものと考えられる。

8 終わりに

本報告では、アトラクタ選択モデルに基づく経路制御を有線網に適用する際に問題となる制御メッセージ量の削減手法を提案した。提案手法では、制御メッセージを活用することで送受信側ノードの送信、受信する経路制御メッセージ量と、中継ノードが中継する制御メッセージ量を削減する。シミュレーション評価によって、提案手法により 100 ノードのネットワークにおいて 70%の制御メッセージを削減できること確認した。

今後は、経路制御メッセージを削減することによる計測精度の低下の分析と、経路制御への影響の評価、また、大規模ネットワークに適用した際のノード数と制御メッセージ量、削減率の関係の評価、および、制御オーバーヘッド、経路長やネットワーク変動への適応性などの観点から OSPF と比較評価を行う。

謝辞

本報告を終えるにあたりまして、日頃よりご指導、ご教授いただきました大阪大学大学院情報科学研究科の村田正幸教授に心より感謝申し上げます。並びに、本報告の作成に終始、丁寧なご指導をいただきました大阪大学大学院情報科学研究科の若宮直紀教授に深く感謝いたします。また、平素より適切な助言をいただきました、大阪大学大学院情報科学研究科の荒川伸一准教授、並びに大阪大学大学院経済学研究科の大下裕一助教、情報通信研究機構のライブニッツ賢治氏に心より御礼申し上げます。さらに報告の作成に当たり、さまざまな助言をいただきました、山本宏さん、Narun Asvarujanon さん、岩井卓也さんをはじめとする村田研究室の方々にも深く感謝申し上げます。

参考文献

- [1] R. Coltun, D. Ferguson, and J. Moy, “OSPF for IPv6,” *RFC 2740*, Dec. 1999.
- [2] AKARIアーキテクチャ設計プロジェクト, “新世代ネットワーク・アーキテクチャAKARI 概念設計書改訂版 (ver2.0),” Sept. 2009.
- [3] M. Sniedovich, “Dijkstra’s algorithm revisited:the dynamic programming connexion,” *Control and cybernetics*, vol. 35, pp. 599–620, 2006.
- [4] K. Leibnitz, N. Wakamiya, and M. Murata, “A bio-inspired robust routing protocol for mobile ad hoc networks,” *Computer Communications and Networks*, vol. 16, pp. 321–326, Aug. 2007.
- [5] N. Asvarujanon, K. Leibnitz, N. Wakamiya, and M. Murata, “Extension and evaluation of biologically-inspired routing protocol for MANETs,” 電子情報通信学会技術研究報告, NS2009-52, vol. 109, pp. 55–60, July 2009.
- [6] A. Kashiwagi, I. Urabe, K. Kaneko, and T. Yomo, “Adaptive response of a gene network to environmental changes by fitness-induced attractor selection,” *PLoS ONE*, vol. 1, p. e49, Dec. 2006.
- [7] K. Leibnitz, N. Wakamiya, and M. Murata, “Resilient multi-path routing based on a biological attractor selection scheme,” *Biologically Inspired Approaches to Advanced Information Technology*, vol. 3853, pp. 48–63, Feb. 2006.
- [8] K. Leibnitz, N. Wakamiya, and M. Murata, “Biologically inspired self-adaptive multi-path routing in overlay networks,” *Communications of the ACM*, vol. 49, pp. 62–67, Mar. 2006.
- [9] N. Asvarujanon, K. Leibnitz, N. Wakamiya, and M. Murata, “Robust and adaptive mobile ad hoc routing with attractor selection,” in *Proceedings of Adaptive and Dependable Mobile Ubiquitous Systems*, July 2010.
- [10] C. Perkins, E. Belding-Royer, and S. Das, “Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing,” *RFC 3561*, July 2003.
- [11] “The network simulator - ns-2.” <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>.

- [12] A.-L. Barabási and R. Albert, “Emergence of scaling in random networks,” *Science*, vol. 286, pp. 509–512, Oct. 1999.
- [13] B. M. Waxman, “Routing of multipoint connections,” *IEEE Jour. Selected Areas in Communications*, vol. 6, pp. 1617–1622, Dec. 1988.