

コンピュータネットワークにおける ルート定義動的変更方式の提案

平田 俊明[†] 宮崎 聡[†]
服部 泰明^{††} 清水 英則^{††}

本論文では、静的ルーティング方式を用いるネットワークにおいて、ネットワークを構成するノードを停止させることなく特定のルート定義を変更する方式を提案する。高度な安定性や信頼性が要求される汎用大型計算機を中心とした基幹システムなどの広域コンピュータネットワークにおいては、通信開始時に設定された論理的通信路を通信終了まで使用するコネクション型サービスを提供するものが多い。システム生成時に送信元ノードから宛先ノードに至るすべてのリンクやノードの順序列（ルート）を定義しておく静的ルーティング方式がこのサービスを提供するための実現容易な方法の1つである。従来の静的ルーティング方式では、論理的通信路の設定失敗を防止するため、通信開始時にルートが使用可能か、使用不能かをルート端点で把握可能とする機構が提供されているもの、関連ノードが動作している状態でルート定義を変更することはできない。本論文ではルート定義の動的な変更にともない、当該ルート上のすべてのノードでルートの使用可/不可を認識可能とする状態通知方式を提案した。提案方式はルート定義の追加時に隣接ノードに対してのみルート定義追加メッセージを送信することでルート定義の追加事象を通知する方式であり、制御メッセージ数、転送時間とも最小限にとどめることができる。

A Dynamic Reconfiguration Method of Route Definition in a Computer Network

TOSHIAKI HIRATA,[†] SATOSHI MIYAZAKI,[†] YASUAKI HATTORI^{††}
and HIDENORI SHIMIZU^{††}

This paper propose a method about dynamic reconfiguration of route definition on static routing. Most of wide area computer networks provide connection-mode service. One of the easiest way for providing connection-mode service is using static routing. In the past, a mechanism which tells end nodes of a route if the route is available (active) in order to reduce failure possibility of logical connection establishment is proposed, but dynamic reconfiguration of route is impossible. This paper propose a method that recognize if the route is available in all nodes on the route that is changed route definition. The proposed method is that a node related with change of route definition informs only next node of the change. Therefore, the number of control message related with change of route definition can be reduced.

1. はじめに

広域コンピュータネットワークにおいては、通信開始時に設定された論理的通信路を通信終了まで使用するコネクション型サービスを提供するものが多い¹⁾。このサービスを実現する手段として、システム生成時に送信元ノードから宛先ノードに至るすべてのリンクやノードの順序列（ルート）を定義しておく静的ルーティング方式が実現容易な方法の1つである。一

方、TCP/IP ネットワークにおいては OSPF など動的なルーティングテーブルの作成/更新プロトコル⁵⁾が実用化されており分散システムを中心に広く利用されている。本論文で対象としている静的ルーティング方式は、特に高度な安定性や信頼性を要求される汎用大型計算機を中心とした基幹システムにおいて主に利用されている⁶⁾。これは事前のトラフィック設計が可能なシステムで迂回ルートなど信頼性も考慮したルート設計に向いているためである。静的ルーティング方式では、論理的通信路の設定失敗を防止するため、通信開始時にルートが使用可能か、使用不可能かをルートの端点で把握可能とする機構が必要である。このための方法として、中継ノードにおいてルートの両端ノードから

[†] 株式会社日立製作所システム開発研究所
Systems Development Laboratory, Hitachi, Ltd.

^{††} 株式会社日立製作所ソフトウェア開発本部
Software Development Center, Hitachi, Ltd.

その中継ノードまで到達可能か否かに基づき必要な情報のみを他ノードに通知する方法が提案されている²⁾。この方式では各ノードが隣接リンクまたはノードの活性化を検出した時点でその情報を必要とするルート端点だけに通知する。しかしながら、上記方式では活性化状態のノードやリンクを含む新たなルート定義を関連するノードが動作している状態で追加したり削除する機能は含まれていない。汎用大型計算機を中心とした基幹システムは過去の膨大な資産を有し、現状多数のシステムが稼動しており、今後も当分の間利用されることから、システム変更への要求は継続的に存在し続けると考えられる。特に 24 時間運用環境が一般化している現在の状況ではルート定義の動的な変更は重要な課題の 1 つである。

本論文では前記状態通知方式²⁾を前提として、これを変えることなくかつ単純な方法で、ルート定義が変更されると、これに対して当該ルート上のすべてのノードでルートの使用可/不可を認識可能とする状態通知方式を提案する。ルート定義の動的な変更方式としては、管理者に対する運用負荷の側面からは定義情報の変更を 1 カ所から実施できるようにする方式が有利であるが^{3),4)}、この場合はトポロジーデータベースの自動交換のためのプロトコルの実装や、定義情報の変更を指示・制御するサーバの高信頼化施策が必要となる。このため、ルート定義情報の変更は関連する各ノードごとに実施することとし、関連するすべてのノードで変更が行われたことを認識するための方式を提案する。したがって、定義情報の変更を 1 カ所から実施するには、各ノードへのルート定義情報の配信にファイル転送などの別の手段（当該ノードへのルートが存在する場合）で実施することを想定し、本論文では議論の対象としない。

提案方式は、ルート定義の追加の場合は隣接ノードの追加処理が未完了の場合でもルート状態の通知メッセージが確実に端点ノードに到達するようにするための再送要求メッセージを設けることにより、また、削除の場合は当該ルートを非活性とするルート状態通知メッセージを用いることにより実現できる。提案方式は単純な方法でかつルート定義情報の変更に関する制御メッセージの数、転送時間を最小限にとどめることができる。

以下、2 章では提案方式とその動作例を示し、3 章では提案方式と他方式を比較し、4 章では実装上の課題を検討し、5 章では提案方式の妥当性を検証し、6 章では提案方式を定量的に評価する。

2. ルート定義動的変更方式

2.1 前提条件

提案方式が前提とする条件を以下に示す。これらは文献 2) で示されている条件にルート定義の変更に関する条件を付加したものである。

(1) リンクに関する前提条件

[前提条件 1] リンク上では両方向に通信可能であり、メッセージの転送遅延時間は有限である。(前提条件終)

[前提条件 2] メッセージはリンク上での FIFO 順序が保持される。(前提条件終)

[前提条件 3] リンク上のメッセージの転送においては、誤り検出および再送制御が行われており、転送メッセージが有限時間内に正しく到着しない場合にはリンクはいずれかのノードによって非活性化を検出される。(前提条件終)

(2) ノードに関する前提条件

[前提条件 4] ノードの非活性化は接続リンクの非活性化として検出される。(前提条件終)

[前提条件 5] ノードでは同一ルートに関するイベントは発生順に処理される。メッセージ送信の場合には処理順に送信される。(前提条件終)

(3) ルートに関する前提条件

[前提条件 6] 各ノードは送受信または中継するルートに関して、そのルート識別子とそれに対応する入出力リンク情報を持つ。

(4) ルート定義変更に関する前提条件

[前提条件 7] ルート定義の変更は関連するノードで独立に実施するものとする。

2.2 提案方式

図 1 に提案方式を実現するための各ノードにおける状態遷移図を示す。図 2 に提案方式における 5 個のノードからなるルートモデルを示す。表 1 に提案方式で使用するメッセージの一覧を、表 2 に入力イベントの一覧を、表 3 に入力イベントに対する動作の一覧を、表 4 に各ノードがとる状態の一覧を示す。これらは、文献 2) で示されているルート状態通知方式に本提案方式を追加したもので、*印を付した部分が追加部分である。文献 2) の方式では、ルートの到達可能性状態（ルート端点ノードから中継ノードに至る経路にあるすべてのノードおよびリンクが活性であるか否か）は各ノードにおいて両方の端点から見た各方向に対して独立に存在する。たとえば、図 2 のノード B ではノード A からノード C に向かうルートの状態とノード C からノード A に向かうルートの状態が存在する。中継ノードにおいて上述のようにルート端

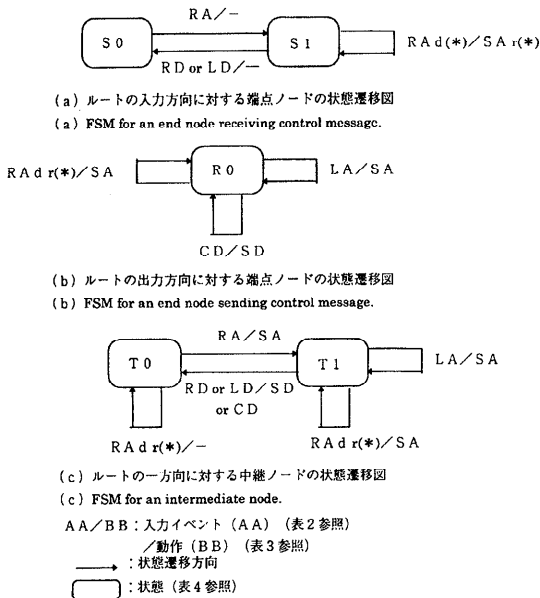
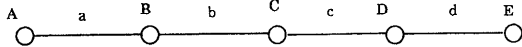


図1 状態遷移図

Fig. 1 Finite state machine for the proposed method.



A, B, C, D, E: ノード
a, b, c, d: リンク

図2 動作列のルートモデル

Fig. 2 A route model for an example.

点ノードからの到達可能性を記憶し、到達可能であれば出力方向リンク活性化または入力方向リンク非活性化を次のノードに通知し、到達不能であれば通知しない。たとえば、端点ノード (図2のノードA) から当該ノード (たとえば、図2のノードC) まで到達可能である場合、次のノード (ノードD) との間のリンクが活性化したとき、または次のノード (ノードD) との間のリンクが活性化済みで1つ手前のノード (ノードB) からルート活性化通知メッセージを受信したとき、出力方向リンク活性化を次のノード (ノードD) に通知する。また、1つ手前のノード (ノードB) との間のリンクが非活性となったときまたは1つ手前のノード (ノードB) からルート非活性化通知メッセージを受信したとき、入力リンク非活性化を次のノード (ノードD) に通知する。

提案方式は、前記ルート状態通知手順の一環で関連するすべてのノードでルート定義の変更が行われたことを認識する方式である。ルート定義の追加の場合は隣接ノードの追加処理が未完了の場合、ルート活性化通知メッセージが廃棄されてしまうので、ルート活性

表1 制御メッセージの一覧

Table 1 Control message for the proposed method.

種別	メッセージの意味
MA	ルート活性化通知メッセージ
MD	ルート非活性化通知メッセージ
MAd(*)	ルート追加通知メッセージ

表2 入力イベントの一覧

Table 2 Inputs of the FSMs in Fig. 1.

種別	イベントの意味
RA	メッセージ MA の受信
RD	メッセージ MD の受信
LA	隣接 (出力方向) リンク活性化検出
LD	隣接 (入力方向) リンク非活性化検出
RAd(*)	メッセージ MAd の受信 (順方向から)
RAdr(*)	メッセージ MAd の受信 (逆方向から)
CD(*)	ルート削除事象の発生

表3 動作の一覧

Table 3 Actions of the FSMs in Fig. 1.

種別	動作の意味
SA	メッセージ MA の受信 (順方向)
SAr(*)	メッセージ MA の受信 (逆方向)
SD	メッセージ MD の受信
SAd(*)	メッセージ MAd の受信
-	特定動作なし (状態遷移のみ)

表4 状態の一覧

Table 4 States of the FSMs in Fig. 1.

種別	対象ノード	状態の意味
R0	ルート出力方向 端点ノード	(初期状態)
S0	ルート入力方向 端点ノード	ルート非活性状態 (初期状態)
R1	ルート入力方向 端点ノード	ルート活性状態
T0	中継ノード	ルート端点から到達不能状態 (初期状態)
T1	中継ノード	ルート端点から到達不能状態

化通知メッセージが確実に端点ノードに到達するようにするため、隣接ノードの追加処理が完了した時点で、新たにルート活性化通知メッセージを発生させるための再送要求メッセージ (ルート追加通知メッセージ) を設ける。ルート追加通知メッセージは、当該ノードで定義情報の変更処理が完了した時点で隣接ノードにのみ送信する (中継ノードでは両方の隣接ノード、たとえば、図2のノードCに対してはノードBとノードD)。これを契機に、隣接ノードが中継ノードの場合 (たとえば、ノードB) ではルート追加通知メッセージを受信した方向と逆方向のルート (ノードBからノードCへのルート) がルート端点 (ノードA) から到達

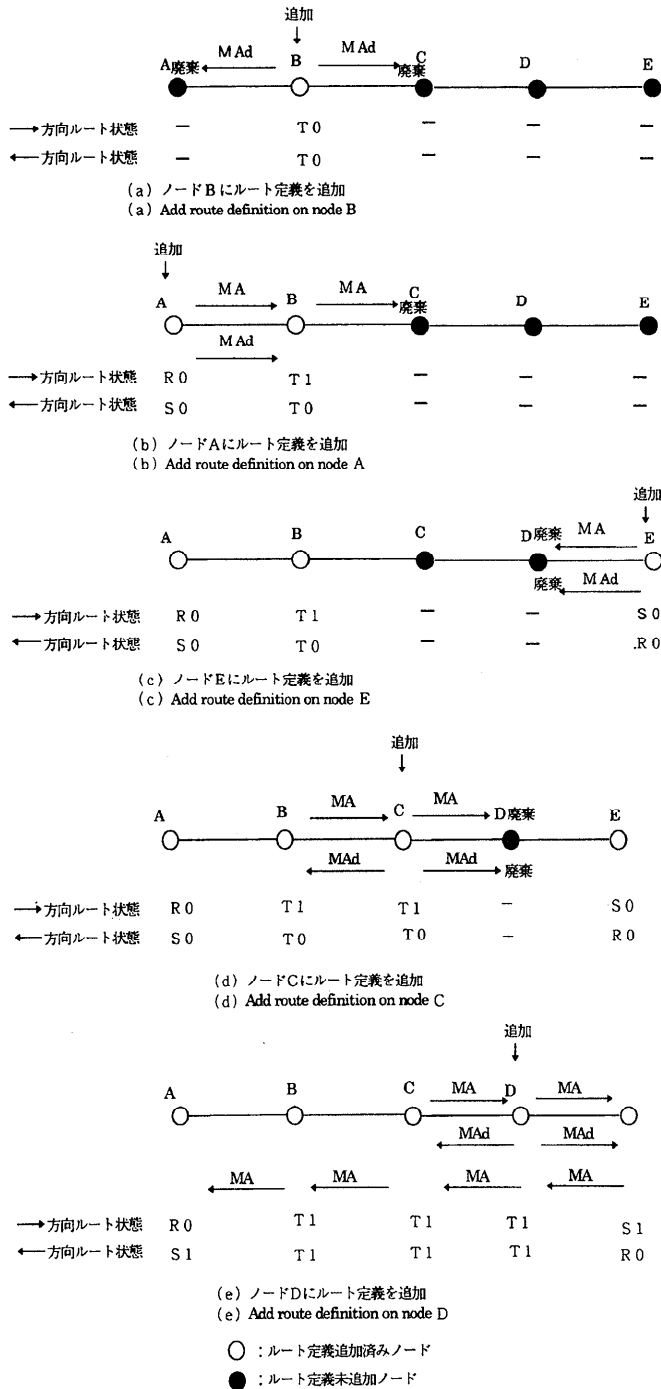


図 3 提案方式の動作例 (ルート追加時, 当該ルート上のすべてのリンクが活性)
Fig. 3 An example of actions in the proposed method (All links on the route are activated when the route is added).

可能状態ならば, このルート方向の次のノード (ノード C) にルート活性化を再度通知し (図 1(c)), 端点ノードではルート追加通知メッセージを受信した方向

と逆方向のルート方向にルート活性化を隣接ノードに再度通知する (たとえば, 図 2 のノード A に対してはノード B, 図 1(b)). ルート定義の削除の場合は削

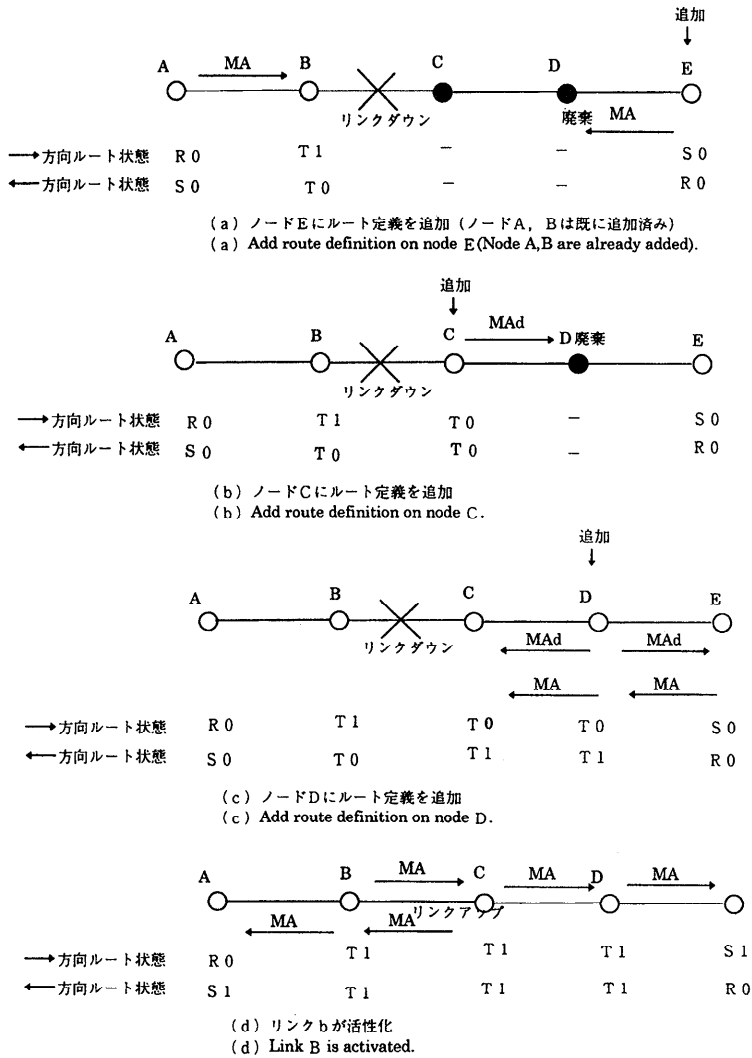


図4 提案方式の動作例 (ルート追加時, 当該ルート上に非活性状態のリンクを含む場合)
 Fig. 4 An example of actions in the proposed method (Deactivated links are included on the route when the route definition is added).

除要求の発生したノードが活性状態のルート方向 (中継ノードではルート端点から到達可能状態のルート) に対してルート非活性化通知を送信する. なお, 当該ルート定義情報が存在しない状態で制御メッセージを受信した場合はこれをすべて廃棄するものとする. 以上により, 冗長な制御メッセージの送信を防止すると同時に他ノードが必要とする制御メッセージの送信を保証する. さらに, ルート定義の追加時, あるノードで定義ミスなどによりいったん追加した定義を削除, 修正後追加したような場合でも矛盾なくルート定義の追加処理が完了する.

2.3 動作例

図2に示す5個のノードからなるルートモデルにお

ける提案方式の動作 (ルート定義情報の動的な追加, 削除) を説明する.

図3は追加しようとするルートに関するすべてのリンクが活性状態で, ノードB, A, E, C, Dの順にルート定義を追加した場合の動作例を示す. 中継ノードではルート定義を追加すると, 両方向の隣接ノードに対してルート追加通知メッセージを送信する ((a), (d), (e)). 一方, 端点ノードでは隣接ノードに対してルート追加通知メッセージとともにルート活性化通知メッセージを通知する ((b), (c)). ルート追加通知メッセージを受信したノードは当該ルート定義が未追加の場合はこれを廃棄する ((a), (b), (c), (d)) が, ルート追加通知メッセージを受信したルート方向と逆

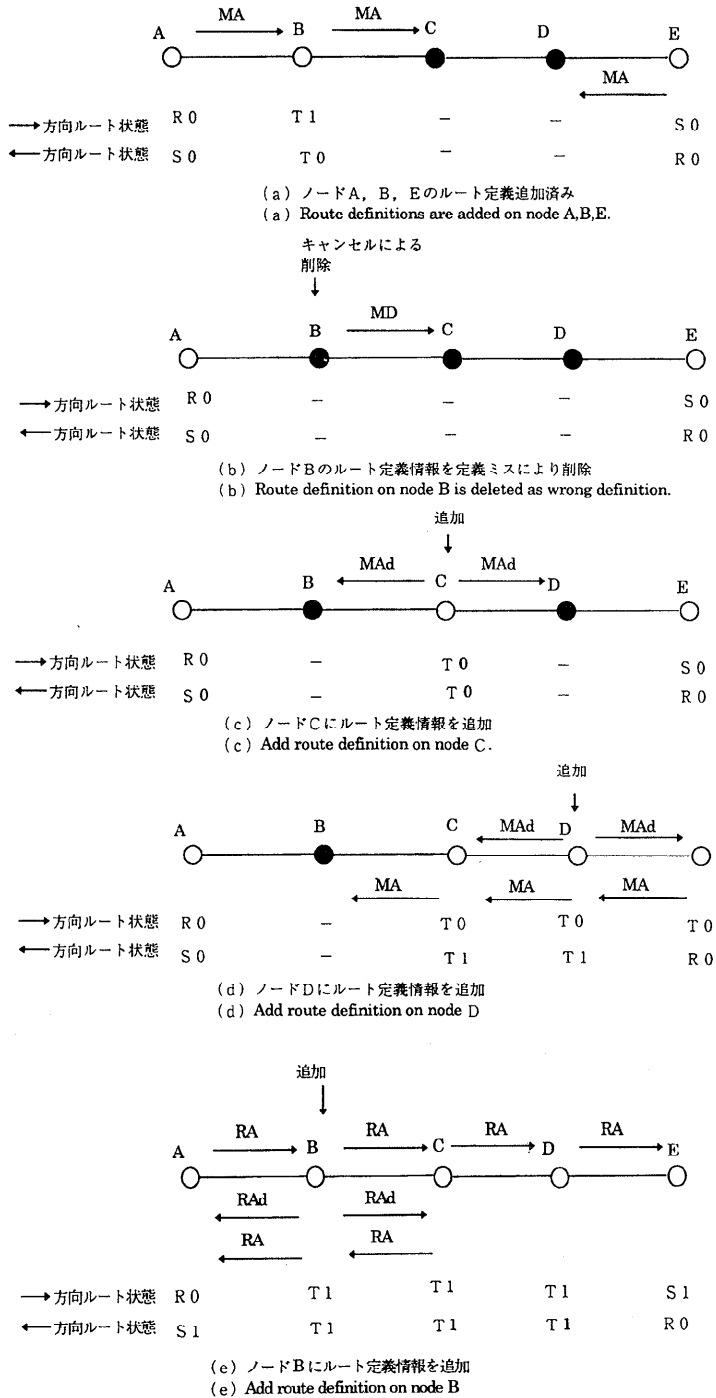


図 5 提案方式の動作例 (ルート定義追加処理中に定義ミスによりルート定義の削除が発生した場合)
Fig. 5 An example of actions in the proposed method (Route definition is deleted as wrong definition when route definition adds).

方向のルートが到達可能状態であるならば、この方向 (ルート追加通知メッセージを送信したノードに対して) にルート活性化通知メッセージを再度送信する

((c)). なお、ルート活性化通知メッセージは受信したノードが当該ルート定義未追加の場合はこれを廃棄するが、そうでない場合は、次のノードにルート活性

化通知メッセージを送信する。上記手順を繰り返すことにより最終的にルートの両端ノードに各方向ごとにルート活性化通知メッセージが通知される。

図4は追加しようとするルートに関するリンクに非活性状態のものを含む場合である。ルート追加通知メッセージは当該リンクが非活性状態の場合は通知しない(b)。その後、リンクが活性状態となったときに、当該ノードは到達可能状態であるルート方向にルート活性化通知を送信することで最終的にルートの両端ノードに各方向ごとにルート活性化通知メッセージが通知される(d)。

図5はルート追加処理中にあるノードで設定パラメータのミスなどにより、いったんルート定義を削除し、再度追加した場合の手順である。ルート定義が削除されると、端点ノードであれば隣接ノードに対して、中継ノードであれば到達可能状態であるルート方向の隣接ノードに対してルート非活性化通知メッセージを送信する(b)。ルート非活性化通知メッセージを受信したノードは当該ルート定義未追加の場合はこれを廃棄するが、そうでない場合は、次のノードにルート非活性化通知メッセージを送信する。その後のルート定義の追加にともなう手順は図3および図4と同様である。

提案方式の特徴は追加の場合はルート追加通知メッセージにより定義情報の未追加により以前に廃棄されたルート活性化通知メッセージを再送可能としたこと、削除の場合はルート非活性化通知メッセージにより当該ルートが使用不可となったことを通知する。これにより、提案方式ではルート定義情報の変更に関する制御メッセージの数を最小限にとどめることができる。

3. 他方式との比較

ルート定義の追加の方法について、提案方式のように文献2)のルート状態通知手順の一環でルート定義の変更の同期をとる方法に対して、ルート状態通知手順を実行する前にルート定義の追加処理の同期をとる方式である、追加完了メッセージ交換方式とルート定義変更事象収集方式について比較検討する。

3.1 追加完了メッセージ交換方式

文献2)のルート活性化手順とは独立に双方の端点ノードは定義情報の変更処理が完了すると相手端点ノードに対して順次ルート追加通知を転送する手順を設ける。この方式ではルート追加通知を受信した中継ノードで定義情報の変更処理が完了していない場合、隣接するノード間または端点ノードでルート追加通知を再送するなどの回復処理の機構が必要となる。たと

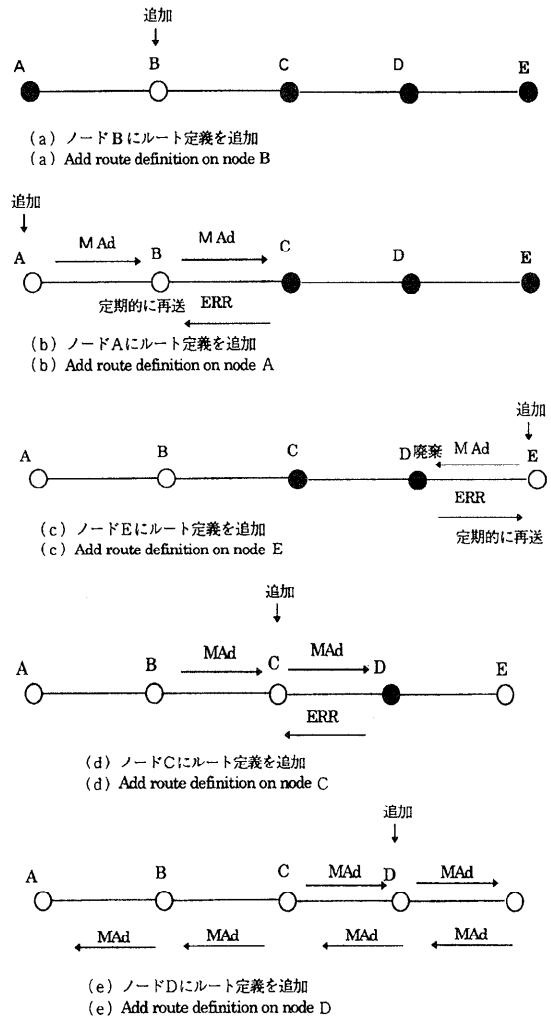


図6 追加完了メッセージ交換方式の動作例（ルート追加時、当該ルール上のすべてのリンクが活性）

Fig. 6 An example of actions in completion of add message exchange method.

えば、定義情報の変更処理が完了していないノードでルート追加通知を受信した場合、隣接ノードまたは端点ノードに対してエラー通知を送信しあわせてタイム監視を実施するなどである。このため、正常に転送された場合も含めて送達確認メッセージが必要となる。図3に示した提案方式の動作例に対応する動作を図6に示す。この方式では、提案方式に対して、ルート端点でルート定義の追加処理中であるかルートの活性化処理中であるかの区別ができる点で有利であるが、ルート追加通知を定期的に再送するため余計なトラフィックが発生するばかりでなく前述のような送達確認機構を必要とする。

表 5 方式比較
Table 5 Comparison of methods.

	提案方式	追加メッセージ交換方式	ルート定義変更事象収集方式
制御メッセージ数 (ルートテストメッセージを付加した場合)	$3(H-1)$:最大数 $(5(H-1))$:最大数)	$3(H-1)$:最低数 $(5(H-1))$:最低数)	$(H+1)(H-1)$:最低数
制御メッセージ転送時間 (ルートテストメッセージを付加した場合)	H $(3(H-2))$	$3(H-1)$ $(5(H-1))$	$3(H-1)$
端点で識別できるルートの状態	●ルートの活性/非活性	●ルート定義の追加/未追加 ●ルートの活性/非活性	●ルート定義の追加/未追加 ●ルートの活性/非活性
考慮が必要な制御機構	●隣接ノード対するルート定義追加メッセージの送信のみ ●ルートテスト機構	●隣接ノード間の制御メッセージの送達確認 ●ルートテスト機構	●端点ノードとの送達確認 ●各中継ノードから端点ノードへの制御メッセージ送信機構

3.2 ルート定義変更事象収集方式

各端点ノードは当該ルート上のすべてのノードからルート定義の追加処理が完了したことを示すメッセージを受信することでルート定義の追加処理の同期をとる。この方式では、提案方式に対して、ルート端点でルート定義の追加処理中であるかルートの活性化処理中であるかの区別ができるばかりでなく、ルート定義の未追加のノードを把握することができるという利点があるが、各ノードがルート定義としてルート定義を追加したノードへのルーチングに必要な情報のほか、端点ノードへメッセージを送信するための経路情報を持つか、同報通信機構を持つ必要がある。いずれの方法にしても、端点ノードに対するメッセージの到達確認の機構を持つ必要があり、また、同報通信方式ではシステム中に広がる同報メッセージがネットワーク中で永久に反響するのを防ぐ機構が必要となる²⁾。

以上の結果を表 5 でまとめる。提案方式では、他方式のようにルート端点でルート定義の追加処理中であるかルートの活性化処理中であるかの区別や、ルート定義の未追加のノードを把握することができないため、4章で述べるようにルート定義の誤りを検出するためのルートテスト機構が運用上、必要である。しかし、ルートテスト機構を考慮しても、制御が単純である点で提案方式が有利である。制御メッセージ数、制御メッセージの転送時間とも 5章で詳細に考察するようにルートテスト機構を考慮しても、他の方式と同等か有利である。

4. 実装上の課題

提案方式を実装するにあたり考慮すべき点として、ルート定義情報の誤りの検出手段が実際の運用では必須である。ルート定義情報の追加処理は経由する各ノードで独立に実行する方式であるため、他のノードと矛盾のあるルート定義情報が設定されている可能性

がある。また、一般にルート定義の追加処理が実行されていないのか定義情報が誤っているのかを区別することが困難である。このため、端点ノードから相手端点ノード宛てに当該ルート上のノードを順次テスト用のメッセージを送信し正しくルーチングができなかったノードでエラーメッセージを送信し端点ノードに返送する、相手端点ノードに正しく届いたときはその旨応答メッセージを返送する、というテストシーケンスを実現する。エラーとなったときは、当該ルート識別子の存在確認と矛盾検出を行いエラーコードを区別して原因究明を容易にする。ルート定義情報の矛盾検出はメッセージの実際の入力リンクとルート識別子に対応するルーチングテーブルエントリの入力リンクが一致するかどうかによって検出可能である²⁾。管理者は、上記テストシーケンスを実行させて、問題を検出した場合、原因を取り除いた後、再度テストシーケンスを実行させ、問題の解決を確認することができる。

一方、ルートの削除時には端点ノードでルートの削除要求が入力された後はルート活性化通知の受信により再度ルートが活性化することのないような状態管理が必要である。

5. 提案方式の定量的評価

提案方式を時間とメッセージ数の面から定量評価し、3章で説明した追加完了メッセージ交換方式およびルート定義変更事象収集方式とルート定義追加処理について比較することにより、提案方式の効果を明らかにする。比較は、ルート定義の追加から当該ルートの活性化処理までの一連の手順について行う。

5.1 時間

各ノードでの処理時間は同一と仮定、評価上はこれを無視し、1リンクあたりのメッセージ遅延時間を単位時間であるとする。ルートのホップ数を H とする。まず、当該ルート上のリンクがすべて活性状態の場合を

考える。提案方式では、制御メッセージの伝達に最も時間を要するケースとして、ルートの端点の隣接ノードのルート定義の追加処理が当該ルート上で最後に実施されたとすると、ルート追加通知メッセージが隣接の端点ノードに通知されこれを契機にルート活性化通知メッセージが相手端点ノードに通知される。この間の転送時間は H である。3章でも述べたように他方式との比較のため、ルートテストシーケンス $2(H-1)$ を加算した場合は、転送時間は $3(H-1)+1$ となる。追加完了メッセージ交換方式ではルート追加通知メッセージに対する送達確認が必要になることから端点ノードのルート定義追加処理が当該ルート上で最後に実施された場合、転送時間は $2(H-1)$ で、ルート活性化に必要な時間 $H-1$ を加算すると $3(H-1)$ となる。ルート定義変更事象収集方式との比較のため、ルートテストシーケンス $2(H-1)$ を加算すると、 $5(H-1)$ となる（追加完了メッセージ交換方式では、ルート定義の未追加のノードは把握できない）。ルート定義変更事象収集方式では追加処理が完了したことを通知するため、当該ルートを使用する場合で端点から相手の端点へ通知するのに送達確認とあわせて転送時間は $2(H-1)$ で、ルート活性化通知時間 $H-1$ を加算すると $3(H-1)$ となる。さらに、追加完了メッセージ交換方式およびルート定義変更事象収集方式では、当該ルート上の他のノードの追加処理がすべて完了していない場合は追加処理の完了メッセージを定期的送信するため、この周期時間を加算する必要がある。以上より時間に関しては、ルートテストシーケンスを考慮した場合でも、提案方式とルート定義情報収集方式がほぼ同等であり、追加完了メッセージ交換方式は約1.7倍の時間を要する。

一方、リンクの活性、非活性をとまなう場合は、提案方式では、ルート追加通知メッセージが発生しないため、ルート両端がリンクの活性化からルート活性化通知メッセージを受信するまでの時間として最大 H となる²⁾。追加完了メッセージ交換方式、ルート定義情報収集方式では、非活性リンクが存在する場合は、追加処理の完了メッセージを定期的送信することになり、必要となる時間は増加する。以上より、リンクの活性、非活性をとまなう場合も、提案方式は、他方式と比較して同等か有利である。

5.2 メッセージ数

制御メッセージは固定長フィールドから構成され、メッセージ長はすべて同一と仮定、評価上はメッセージ長を無視し、リンク上を転送されるメッセージ数についてのみ考える。提案方式では一方向のルートの活

性が完了するまで、すべてのリンク上でルート追加通知メッセージに対するルート活性化通知メッセージの再送が発生する場合（最大メッセージ数を生じる場合）で $3(H-1)$ のメッセージ数を要する。他方式との比較のため、ルートテストシーケンス $2(H-1)$ を加算した場合は、メッセージ数は $5(H-1)$ となる。これは、すべてのリンクが活性状態の場合であり、リンクの活性、非活性をとまなう場合は、ルート追加通知メッセージが不要になる分、前記よりメッセージ数が減る。追加完了メッセージ交換方式では、最低で $2(H-1)$ のメッセージ数を、実際にはルート追加通知メッセージの再送数に依存し、すべてのリンク上で再送回数が n の場合でメッセージ数は $2n(H-1)$ である。これに、ルート活性化に必要なメッセージ数 $H-1$ が加算される。さらに、ルート定義変更事象収集方式との比較のため、ルートテストシーケンス $2(H-1)$ を加算すると、 $5(H-1)$ となる。ルート定義変更事象収集方式では、追加処理が完了したことを通知するため、当該ルートを使用する場合で、各ノードから両方の端点ノードに追加処理が完了したことを通知、送達確認メッセージが必要であることも考えると、最低で以下のメッセージ数が必要となる。

H が奇数の場合、

$$\begin{aligned} & 2((H-1) + (H-2) + \dots + 2 + 1) \\ &= 2(H(H-1)/2) \\ &= H(H-1) \end{aligned}$$

H が偶数の場合、

$$\begin{aligned} & 2((H-1) + (H-2) + \dots + 2 + 1) \\ &= 2(H(H-2)/2 + H/2) \\ &= H(H-1) \end{aligned}$$

となる。さらに、実際には追加処理が完了したことを通知するメッセージの再送数に依存して全体で必要となるメッセージ数は増加する。また、ルート活性化に必要なメッセージ数 $H-1$ が加算される。

なお、追加メッセージ交換方式およびルート定義変更事象収集方式において、非活性リンクが存在する場合は、追加処理の完了メッセージを定期的送信することになり、全体として必要となるメッセージ数は増加する。

以上より、ルートテストシーケンスを加算した場合、提案方式は最大数が $5(H-1)$ と保証されており、追加完了メッセージ交換方式は最低でも $5(H-1)$ 、ルート定義変更事象収集方式は最低でも $(H+1)(H-1)$ となる。

なお、ルート定義の削除の場合は、提案方式では、ルート定義の削除によりルート非活性化通知メッセー

ジがルート両端に通知されるまで、時間、メッセージ数ともに $H - 1$ である。これは、リンクの非活性化にともなうルート非活性化の場合と同様である。

6. 提案方式の正当性検証

提案方式の正当性は、ルート定義の追加/削除、リンク/ノードの活性化/非活性化事象のあらゆる生起順序や生起場所の組合せに対して次の2つの定理が成立することにより示すことができる。

[定理 1] ルートを構成するすべてのノードでルート定義の追加処理が完了し、ルートを構成するすべてのノードとリンクが活性化した後、ノードまたはリンクの非活性が発生しない場合には、ルート両端のノードは有限時間内にルートが活性状態であることを認識できる。(定理終)

[定理 2] ルートを構成するノードの中で少なくとも1つのノードでルート定義が削除されるかまたはルートを構成するノードとリンクの中で少なくとも1つの構成要素が非活性ならば、ルート両端のノードは有限時間内にルートが非活性状態であることを認識できる。(定理終)

上記定理が成立することを付録で示す。

7. おわりに

本論文では、コネクション型サービスを提供するために静的ルーティング方式を用いるコンピュータネットワークにおける文献 2) のルート状態通知方式を拡張し、これを変えることなくかつ単純な方法でルート定義を動的に変更し、当該ルート上のすべてのノードでルートの使用可/不可を認識可能とする状態通知方式を提案した。提案方式は、ルート定義の追加時に隣接ノードに対してルート定義追加通知メッセージを送信し、以前自ノードに対して送付されたルート活性化通知メッセージの再送を促す方式であり、ルート定義情報の変更に関する制御メッセージ数、転送時間とも最小限にとどめられ、以下の特徴がある。

- (1) ルート追加に必要な定義情報は当該ノードに関するルーティング情報のみでよい。
- (2) 送達確認やタイマ監視を用いたリトライ処理が不要であり実現が容易である。
- (3) ルート活性化メッセージの到着がルート定義の追加および当該ルートの活性化の両方を保証する。

提案方式は、ルート定義情報の変更は各ノードごとに独立に実行することを前提とすることにより、ルート定義情報の変更を容易に実現可能としている。ただ

し、広域に分散されたネットワークでは各ノードでの定義情報の変更作業に手間がかかる可能性がある。これに対しては、各ノードのルート定義の変更情報を1カ所で作成してこの定義情報をファイル転送などの別の手段を用いて必要なノードに転送し、リモートコマンド実行手段を用いて定義情報を組み込むことである程度運用負荷を軽減することができる。なお、必要なノードまでにこれらのメッセージを転送するためのルートが存在しない場合は必要なノードでの変更作業が必要である。

謝辞 日頃ご指導していただく日立製作所システム開発研究所およびソフトウェア開発本部の関係者の方々に感謝いたします。

参考文献

- 1) Tannenbaum, A.S.: *Computer Networks*, Third Edition, Prentice-Hall (1996).
- 2) 宮崎, 寺田, 神山, 川飛: コンピュータネットワークにおけるルート状態通知方式の提案, 情報処理学会論文誌, Vol.33, No.11, pp.1423-1430 (1992).
- 3) Jaffe, J.M. and Segall, A.: Automatic Update of Replicated Topology Databases, *IEEE Trans. Communications*, Vol.COM-33, No.10, pp.1076-1084 (1985).
- 4) Baratz, A.E., et al.: SNA Networks of Small Systems, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol.SAC-3, No.3, pp.416-426 (1987).
- 5) Comer, D.E.: *Internetworking with TCP/IP, Vol I: Principles, Protocols, and Architecture*, Third Edition, Prentice-Hall (1995).
- 6) 宮崎, 平田, 柳生: 汎用大型計算機を対象とした情報ネットワーク高信頼化技術, 情報処理, Vol.32, No.3, pp.295-303 (1991).

付 録

提案方式はルートの各方向について独立に動作するため、文献 2) に示すように一方向に関する図 7 に示すルートのモデルについて検討する。以下では、あるノードからみてメッセージを受信する方向を上流、メッセージを送信する方向を下流とよぶ。

定理 1, 2 を証明するには図 7 に示すルートモデルにおいて次の補題が成立することを示せばよい。

[補題 1] ルートを構成するすべてのノードでルート定義の追加処理が完了し、ルートを構成するすべてのノードとリンクが活性化した後、ノードまたはリンクの非活性が発生しない場合には、下流側ルート端点ノード E_2 は有限時間内に状態 S1 になる。(補題終)

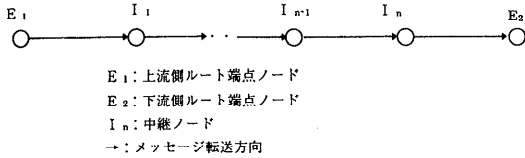


図7 一方向に関するルートのモデル
Fig. 7 A route model for one direction.

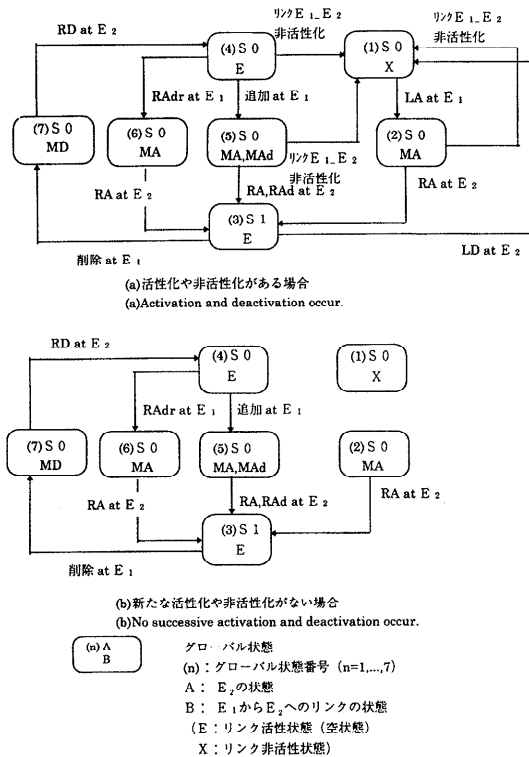


図8 端点ノードのみからなるルートの場合の到達可能性グラフ
Fig. 8 A reachability graph when a route model consists of two end nodes.

[補題2] ルートを構成するノードの中で少なくとも1つのノードでルート定義が削除されるかまたはルートを構成するノードとリンクの中で少なくとも1つの構成要素が非活性ならば、下流側ルート端点ノード E_2 は有限時間内に状態 S_0 になる。(補題終)

図1の状態遷移モデルに到達可能性解析³⁾を適用することにより上記の補題を証明する。

以下ではルートが端点ノードのみからなる場合とルートが中継ノードを含む場合に分けて検討する。

(1) 端点ノードのみからなるルートの場合

最初に上流側端点ノード E_1 と下流側端点ノード E_2 のみからなるルートについて検討する。グローバル状態を (E_2 の状態, E_1 から E_2 へのリンク状態) と定義

する。ここでは E_1 の状態はルート定義の追加処理後、つねに R_0 であるから省略する。また、リンクの状態には活性状態と非活性状態があり、活性状態の場合には送信処理されたが、受信処理されていないメッセージが存在する場合にはメッセージそのものをリンクの状態とし、メッセージが存在しない場合には空状態とする。図8(a)に E_2 がすでにルート定義を追加された状態で E_1 のルート定義を追加した場合、 E_1 と E_2 間のルートが活性状態で E_1 のルート定義を削除した場合のすべての状態変化を列挙した到達可能性グラフを示す。 E_1 のルート定義を追加したとき、 E_2 のルート定義の追加処理が未完了の場合は受信メッセージを無視するだけであるため記述を省略している。図8(a)のグラフからリンクの活性化、非活性化に関する遷移 $2 \rightarrow 1, 3 \rightarrow 1, 1 \rightarrow 2$ を除き、図8(b)に示すグラフを得る。図8(b)のグラフでは追加、削除の明示的操作をとらぬ事象を除きループがなく、かつ状態遷移は有限時間で実行される(2.1節の前提条件1)。したがって、すべてのノードとリンクが活性状態の場合、追加の場合は E_2 の状態は有限時間内に S_1 (状態3)になり、削除の場合は E_2 の状態は有限時間内に S_0 (状態4)になる。以上の検討から端点ノードのみからなるルートの場合は補題1, 2が成立する。

(2) 中継ノードを含むルートの場合

次に図7に示した中継ノードを含むルートの場合について検討する。まず、帰納法を用いて次の補題を証明する。

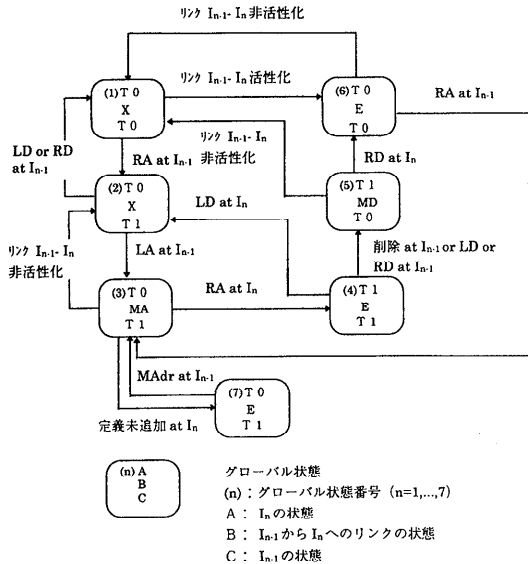
[補題3] ある中継ノードに注目した場合、その中継ノードよりも上流のルートを構成するすべてのノードのルート定義の追加処理が完了し、かつその中継ノードよりも上流のルートを構成するすべてのノードとリンクが活性化した後、ノードまたはリンクの非活性化が発生しない場合には、最下流中継ノードは有限時間内に T_1 状態になる。(補題終)

[補題4] ある中継ノードに注目した場合、その中継ノードよりも上流のルートを構成するノードの中で少なくとも1つのノードでルート定義の削除要求が発生するかまたはその中継ノードよりも上流のルートを構成するノードとリンクの中で少なくとも1つの構成要素が非活性化したならば、最下流中継ノードは有限時間内に T_0 状態になる。(補題終)

(a) 1個の中継ノードを含むルートの場合

1個の中継ノードを含むルートにおける上流側ルート端点ノード E_1 と中継ノード I_1 の動作について(1)と同様の検討により補題3, 4が成立することを示せる。

(b) n 個の中継ノードを含むルートの場合



ここで、補題 3, 4 が中継ノードの数が $n-1$ ($n > 0$) 個の場合に成立すると仮定し、図 7 に示す n 個の中継ノードを含むルートにおける上流側ルート端点ノード E_1 と中継ノード I_1, \dots, I_n の動作について検討する。

下流部分のグローバル状態 (I_n の状態, I_{n-1} から I_n へのリンクの状態, I_{n-1} の状態) は残りの上流部分のグローバル状態 (I_{n-1} から I_n へのリンクの状態, I_{n-2} の状態, \dots , I_1 の状態, E_1 から I_1 へのリンクの状態) に影響を与えないから下流部分のグローバル状態の到達可能性グラフ (図 9) のみについて検討する²⁾。また、文献 2) の考察から 1 つのリンク上に複数のメッセージが存在するグローバル状態の検討は省略する。

図 9 において、 I_n でルート定義の追加が実行された場合、 I_n から I_{n-1} 方向へ MAd が送信されるが、 I_n の状態には影響を与えないので記述は省略している。図 9 において、新たな活性化や非活性化が生じないとするならば、中継ノード I_n よりも上流のルートを構成するすべてのノードおよびリンクが活性でかつルート定義の追加処理が完了しているならば、 I_n の状態は有限時間内に T1 (状態 4) になる。また、少なくとも 1 つのルート構成要素が非活性であるかまたは少なくとも 1 つのノードがルート定義の削除処理が実行されたならば I_n の状態は有限時間内に T0 (状態 1, 2, 6) になる。以上の検討から $n-1$ 個の中継ノードを含むルートの場合に補題 3, 4 が成立すると仮定すると n 個の中継ノードを含むルートの場合にも

補題 3, 4 が成立する。

(c) 中継ノードを含むルートの場合

(a), (b) の検討結果から帰納法により補題 3, 4 が成立する。補題 3, 4 を用いて図 7 において下流側ルート端点ノードを含めた場合について補題 1, 2 が成立することを示せる。したがって、(1) と同様の検討結果から定理 1, 2 が成立する。

(平成 9 年 4 月 10 日受付)

(平成 10 年 4 月 3 日採録)

平田 俊明 (正会員)



1960 年生。1983 年慶応義塾大学工学部計測工学科卒業。1985 年同大大学院修士課程修了。同年、(株)日立製作所入社。現在、システム開発研究所勤務。ネットワーク/システム管理に関する研究開発に従事。1992~1997 年慶応義塾大学環境情報学部非常勤講師兼任。電子情報通信学会会員。

宮崎 聡 (正会員)



1955 年生。1980 年京都大学工学部大学院工学研究科修士課程終了。同年、(株)日立製作所入社。現在、同社システム開発研究所にてネットワーク/システム管理に関する研究開発に従事。1988~1989 年米国イリノイ大学客員研究員。工学博士。電子情報通信学会、IEEE、ACM 各会員。

服部 泰明 (正会員)



昭和 34 年生。昭和 56 年埼玉大学理学部数学科卒業。昭和 58 年東京大学大学院工学系研究科修士課程 (情報工学専攻) 修了。同年、(株)日立製作所に入社。現在同社ソフトウェア開発本部主任技師。メインフレームの通信管理プログラムの開発に従事。

清水 英則 (正会員)



1961 年生。1984 年東京理科大学工学部情報科学科卒業。同年、(株)日立製作所に入社。以降、同社ソフトウェア開発本部にてメインフレームの通信管理プログラムの開発に従事。