

波長ルーティングネットワークにおける ソフトステート型波長予約プロトコルの性能解析

石田 晋哉[†] 荒川 伸一^{††} 村田 正幸[†]

[†] 大阪大学大学院 情報科学研究科 〒565-0871 大阪府吹田市山田丘 1-5

^{††} 大阪大学大学院 経済学研究科 〒560-0043 大阪府豊中市待兼山町 1-7

E-mail: [†]{s-isida,murata}@ist.osaka-u.ac.jp, ^{††}arakawa@econ.osaka-u.ac.jp

あらまし GMPLS で使用されるシグナリングプロトコルの 1 つである RSVP-TE は資源の管理をソフトステート型の状態制御により行う。ソフトステート型の状態制御では、状態の保持に生存時間を設定することによって制御プレーンの通信に障害が発生する。これにより、制御メッセージが送受信できなくなっても、制御状態は初期状態(資源が解放されている状態)に戻ることが保証される。波長ルーティングネットワークにおける波長予約に関する従来の研究では、制御メッセージの損失は発生しないと仮定し、その性能評価が行われてきた。しかし実際には、制御プレーンの障害やバッファ溢れなどによる制御メッセージの損失から制御状態に不整合が生じる可能性があり、ソフトステート型の状態制御が必須となる。そこで本稿では、GMPLS RSVP-TE における制御メッセージの再送などの拡張機能をマルコフ過程を用いてモデル化し、GMPLS RSVP-TE におけるタイマのタイムアウト時間などの制御パラメータの設定値が資源の利用効率に与える影響を数値解析により評価する。その結果、標準の RSVP-TE でもパラメータを最適に設定すれば、メッセージ再送の拡張機能を用いる場合と同等の性能を示すことが分かった。

キーワード GMPLS, RSVP-TE, ソフトステート, ハードステート, マルコフ過程

Performance Analysis of Soft-State Signaling Protocols in Wavelength-Routed Networks

Shinya ISHIDA[†], Shin'ichi ARAKAWA^{††}, and Masayuki MURATA[†]

[†] Graduate School of Information Science and Technology, Osaka University

1-5 Yamadaoka, Suita, Osaka, 565-0871 Japan

^{††} Graduate School of Economics, Osaka University

1-7 Machikaneyama, Toyonaka, Osaka, 560-0043 Japan

E-mail: [†]{s-isida,murata}@ist.osaka-u.ac.jp, ^{††}arakawa@econ.osaka-u.ac.jp

Abstract RSVP-TE is a signaling protocol to control optical switches in GMPLS networks. RSVP-TE uses soft-state control mechanism for managing resources of LSPs. In the soft-state control mechanism, each node gives lifetimes to reservation states. When control messages are lost, the lifetimes are expired. Thereby the reserved resources are eventually released. However, in conventional studies on wavelength reservation protocols, hard-state signaling protocols, where resources of LSPs are reserved and released by explicit control messages, have been assumed. Practically, control messages may be lost due to failures of control planes and so on. Thus soft-state signaling is required for the actual network management. In this paper, we describe the behavior of RSVP-TE signaling with Markov process and analyze the performance of RSVP-TE. We also show the guideline to determine values of RSVP-TE's control parameters against various frequency and scale of control plane failures. The results show that standard RSVP-TE with optimal control parameters perform as well as RSVP-TE with the function extension of message retransmission.

Key words GMPLS, RSVP-TE, soft-state, hard-state, Markov Process

1 はじめに

GMPLS (Generalized Multi-Protocol Label Switching) [1] は波長ルーティングネットワークにおいて光パスを設定するための技術である。光パスを設定するには、光パスが経由する各ノードにおいて、光スイッチの切り替えが必要である。光スイッチの切り替えを管理するために、各ノードには光スイッチの状態を制御するための制御プレーンが設けられる。制御プレーン上で光スイッチを制御するためのプロトコルをシグナリングプロトコルと呼ぶ。

GMPLS で使用されるシグナリングプロトコルの 1 つである RSVP-TE (Resource reSerVation Protocol - Traffic Engineering) [2] は資源の管理をソフトステート型の状態制御により行う。ソフトステート型の状態制御では、制御プレーンの通信に障害が発生し、制御メッセージが送受信できなくなっても、制御状態は必ず初期状態に戻ることが保証される。GMPLS RSVP-TE では、ソフトステート型の制御を実現するために、状態を保持しているノードは各状態にタイマを用いて生存時間を設ける。ノードはタイムアウトになった自ノード内の状態を削除する。タイマがタイムアウトになる前にノードがリフレッシュメッセージを受信すると、タイマはリセットされる。

タイマを用いて状態を管理するソフトステート型の状態制御方式に対し、制御メッセージによって明示的に状態を制御する方式をハードステート型の状態制御と呼ぶ。ハードステート型の状態制御では、タイムアウトを待たず状態を制御できるため、ソフトステート型の状態制御よりも資源の利用効率は高くなる。しかし、制御プレーンの障害などで制御メッセージを送受信できない場合、制御状態を更新することができず、解放すべき資源であっても保持し続けることになり、資源の利用効率に悪影響を与える。光パスを設定するためのシグナリングプロトコルは過去の研究において DIR (Destination-Initiated Reservation) や SIR (Source-Initiated Reservation) [3], IIR (Intermediate-Initiated Reservation) [4], PR (Parallel Reservation) [5] などが提案されている。制御メッセージの損失が発生しないと仮定しているため、これらのプロトコルはハードステート型の状態制御となっている。しかし、実際には制御プレーンの障害やバッファ溢れなどによる制御メッセージの損失から、制御状態に不整合が生じる可能性がある。したがって、制御プレーンの障害による状態の不整合から回復するには、ソフトステート型の状態制御が必須である。

文献 [6] では、純ソフトステート型 (SS) と純ハードステート型 (HS) および、純ソフトステート型に 3 種の拡張を加えたもの (SS+ER, SS+RT, SS+RTR) からなる計 5 種のシグナリングのクラスをマルコフ過程を用いてモデル化している。また、定常状態における状態確率から、不整合率 (送信元ノードと宛先ノードの制御状態が一致していない確率) を比較評価している。しかし、この解析は 5 種のシグナリングのクラスの特徴を大局的に捉えることを目的としており、特定のシグナリングプロトコルを対象としている訳ではない。文献 [6] では送信元ノードから宛先ノードに向けて転送される制御状態のみが考えられている。一方、GMPLS RSVP-TE では、送信元ノードから宛先ノードに向けて転送される Path ステートに加え、宛先ノードから送信元ノードに向けて転送される Resv ステートがある。GMPLS RSVP-TE では Path ステートと Resv ステートのそれぞれを整合させなければならないため、不整合率は文献 [6] の結果よりも悪くなる。また、不整合率には、資源が予約されていない場合の制御状態の不整合も含まれており、資源の利用効率などネットワークの性能の評価には用いることができない。

表 1 RSVP-TE の制御メッセージ

Path	LSP 設定のためのラベル要求メッセージ
Resv	ラベル予約するためのメッセージ
PathErr	Path メッセージ処理中のエラーを通知するメッセージ
ResvErr	Resv メッセージ処理中のエラーを通知するメッセージ
PathTear	Path ステートを削除するためのメッセージ
ResvTear	Resv ステートを削除するためのメッセージ
ResvConf	LSP 設定完了を通知するためのメッセージ

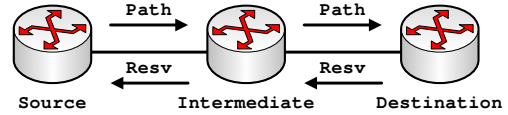


図 1 RSVP-TE による LSP 設定

そこで本稿では、まず文献 [6] のマルコフモデルを拡張し、GMPLS RSVP-TE における制御メッセージの再送などの拡張機能をモデル化する。このモデルに基づいて、拡張機能を使用する場合と使用しない場合のそれぞれのシグナリングプロトコルの数値解析を行い、GMPLS RSVP-TE におけるタイマのタイムアウト時間などの制御パラメータの設定値が資源の利用効率に与える影響を明らかにする。また、障害の発生頻度および障害からの回復時間が異なる場合に、GMPLS RSVP-TE のパラメータ設定および拡張機能が資源の利用効率に与える効果を明らかにする。

本稿は構成は以下の通りである。まず、2 章において、GMPLS RSVP-TE の概要を説明する。3 章で、GMPLSRSPV-TE をマルコフ過程を用いたモデル化について説明し、そのモデルを用いた解析結果を 4 章で示す。最後に 5 章でまとめを述べる。

2 GMPLS RSVP-TE

GMPLS は波長ルーティングネットワークにおいて光パスを設定するための技術である。GMPLS では、波長がラベルとなり、光パスは LSP (Label Switched Path) と呼ばれる。LSP を設定するためのシグナリングでは RSVP-TE が使用される。本章では、RSVP-TE の概要を説明する。

2.1 GMPLS RSVP-TE の基本動作

RSVP-TE の基本的な制御メッセージには Path, Resv, PathErr, ResvErr, ResvConf, PathTear, ResvTear の 7 種がある (表 1)。RSVP-TE によって LSP が設定される様子を図 1 に示す。送信元ノードは LSP の設定要求を受けると Path メッセージを生成し、LSP の経路上の下流のノードへ送信する。Path メッセージを受信した中継ノードは自ノード内に Path ステートを生成し、Path メッセージを下流のノードへ送信する。Path メッセージを受信した宛先ノードは自ノードに Path ステートを作成し、ラベルを予約する。また、Resv メッセージを上流のノードへ送信する。Resv メッセージを受信した中継ノードはラベルを予約し、自ノード内に Resv ステートを生成する。また、Resv メッセージを上流のノードへ送信する。送信元ノードは Resv メッセージを受信すると自ノード内に Resv ステートを生成し、LSP の設定が完了する。宛先ノードによって Resv メッセージ内にラベル予約の確認要求が含まれている場合は、波長予約後に ResvConf メッセージが宛先ノードに向けて転送される。Path メッセージの処理に関するエラーが発生したノードは上流のノードへ PathErr メッセージを送信する。PathErr メッセージは中継され送信元ノードに届けられる。一方、Resv メッセージの処理に関するエラーが発生した場合は、ResvErr メッセージが下流のノードへ送信され、宛先ノードまで中継される。データ通信の終了後、送信元ノードは LSP

を削除するために PathTear メッセージを下流のノードへ送信する。PathTear メッセージを受信したノードは Path ステートおよび対応する Resv ステートを削除し、さらに下流のノードへ PathTear メッセージを転送する。ResvTear メッセージは Resv ステートの削除に使用される。

2.2 ソフトステート型状態制御

ソフトステート型の状態制御では、ステートの維持時間がタイマによって定められる。タイマがタイムアウトになると、ステートが削除される。タイムアウト時間を超えてステートを維持したい場合は、リフレッシュメッセージによってタイマをリセットする必要がある。GMPLS RSVP-TE では、リフレッシュメッセージを送信するためのリフレッシュタイマと、Path ステートおよび Resv ステートの維持時間を表すステートタイマが各ノードに用意される。LSP 経路上の上流のノードはリフレッシュタイマに従って Path メッセージを定期的の下流のノードへ送信する。また、下流のノードは同様に Resv メッセージを定期的上流のノードへ送信する。リフレッシュメッセージとして送られる Path および Resv メッセージは、LSP 設定時に送られる Path および Resv メッセージと同じ情報を有する。LSP 設定時に送信される Path および Resv メッセージはリフレッシュメッセージと区別するためにトリガメッセージと呼ばれる。

ソフトステート型のプロトコルではハードステート型のプロトコルとは異なり、制御メッセージはベストエフォートで転送される。GMPLS RSVP-TE においても、拡張機能オプションを用いなければ、制御メッセージは全てベストエフォートで転送される。これは、ソフトステート型の状態制御はタイマを用いることにより、ハードステート型状態制御において問題となる制御メッセージの損失に対して耐性を備えているためである。つまり、予約された（波長などの）資源を解放するためのメッセージがパケット損失などにより宛先のノードに届かなくても、ステートタイマのタイムアウトにより予約資源が解放されることを保証する。また、リフレッシュメッセージが届かず、その結果ステートが誤って削除された場合（false removal と呼ぶ）でも、後続のリフレッシュメッセージがトリガメッセージとなり、ステートが復旧される。一方、ハードステート型の状態制御では、制御メッセージを必ず宛先のノードに届けなければならないため、宛先ノードからの確認応答がなければ制御メッセージを再送する機能が必要となる。また、再送機能を有していても、障害の発生により制御プレーンの通信が不可能な場合は、資源を予約し続けたままになる。

ソフトステート型のプロトコルでは、予約資源を解放するためのメッセージを損失した場合、予約資源が解放されるまでに最大でタイムアウト時間かかる。このため、ソフトステート型の状態制御は無駄に資源を予約する時間が長くなり、ハードステート型の状態制御に比べて資源の利用効率は悪くなる。これは、ステートタイムアウトの時間を短くすれば改善できるが、同時にリフレッシュ間隔も短くなるため、制御メッセージの量が増加する。反対にリフレッシュ間隔を伸ばすと false removal が起きやすくなる傾向を有する。

3 マルコフ過程を用いた GMPLS RSVP-TE のモデル化

本章では、文献 [6] で示されているソフトステート型プロトコルのマルコフ過程による記述を参考に、シングルホップの LSP を設定するときの標準の GMPLS RSVP-TE (以降 RSVP-TE) および GMPLS RSVP-TE に制御メッセージの再送機能を加えたもの (以降 RSVP-TE/Ack) の動作をマルコフ過程でモデル化する。作成したモデルの定常状態において、波

長を予約しているが通信には使用していない時間（遊休時間と呼ぶ）を求める。RSVP-TE の動作をマルコフ過程によりモデル化するために以下の仮定をおく。

- LSP の保持時間は指数分布に従う。
- ノードにおけるメッセージの処理遅延は無視できる。制御メッセージを受信すると直ちに次の状態へ遷移する。
- 波長予約の棄却率は定数で与えられる。

また、RSVP-TE の動作に関しては以下を仮定する。

- 波長変換が可能である。
- ステートのタイムアウト時間は指数分布に従う。
- LSP 設定後の Path/Resv ステートは変更されない。
- リフレッシュタイマ、ステートタイムアウトタイマ、再送タイマのタイムアウト時間はそれぞれ一定とする。
- 予約された波長は、PathTear メッセージまたはステートタイムアウトによってのみ解放される。

さらに、以下の仮定を追加することで、制御プレーンの障害（制御モジュール間のリンクまたはコネクションの切断）の発生を含むモデルを作成できる。

- 制御プレーンに障害が発生した場合は、送受信ノード間で一切の制御メッセージのやりとりが不可能になる。波長を予約している状態で制御プレーンに障害が発生した場合、宛先ノードで予約されている波長は Path ステートのタイムアウトにより解放される。
- 障害が発生した場合、LSP は復旧されず一旦削除される。
- 制御プレーンの障害は率 ϕ のポアソン過程に従い発生し、障害回復に要する時間は平均 $1/\gamma$ の指数分布に従う。

RSVP-TE の各パラメータを以下のように定める。

- λ_r : LSP 設定要求の到着率。ポアソン過程に従う。
- D : 送受信ノード間の制御メッセージの伝搬遅延。双方向とも伝搬遅延は等しく一定とする。
- T : リフレッシュタイマのタイムアウト時間。Path ステート、Resv ステートとも同じ値を使用すると仮定する。
- k : ステートのタイムアウトまでに送信されるリフレッシュメッセージの数。
- X : ステートのタイムアウト時間。Path ステート、Resv ステートとも同じ値を使用すると仮定する。 $X = kT$ 。
- μ : $1/\mu$ は LSP の平均接続時間。
- p_l : 制御メッセージのロス率。制御メッセージの種類、送信される向きに関係なく一定とする。
- p_b : 1 ホップ当たりの波長予約の棄却率。
- R : 制御メッセージの再送タイマのタイムアウト時間。
- m : RSVP-TE/Ack における制御メッセージの再送回数の最大値。
- λ_f : ステートタイムアウトの発生率。RSVP-TE の場合は $\lambda_f = p_l^k / X$ 。RSVP-TE/Ack の場合は $\lambda_f = p_l^{(k-1)(m+1)+1} / X$ 。時間の単位は秒である。以降では特に指定のない限り、 $D = 0.001$, $T = 30$, $k = 3$, $\mu = 0.00001$, $p_l = 0.00001$, $p_b = 0.001$, $R = 0.5$, $m = 3$ を用いる。なお、 T , k , R , m の値は [7, 8] で標準値あるいは参考値として示されている値を用いている。

図 2 はシングルホップの LSP を設定するときの、制御プレーンの障害発生も含めた RSVP-TE の状態遷移図である。図 2 の状態遷移から状態 S_{11} , S_{12} とこれらの状態に出入りする遷移を削除すると、制御プレーンの障害を考慮しない場合の状態遷移図となる。状態遷移の各状態における送信元ノードと宛先ノードの Path/Resv ステートを 2×2 行列で表現する。第 1 行が送信元ノード、第 2 行が宛先ノードのステートを表す。また、第 1 列が Path ステート、第 2 列が Resv ステートを表す。Path ステートが存在するときは P 、Resv ステートが存在するときは R 、制御ステートが作成されていないときは -

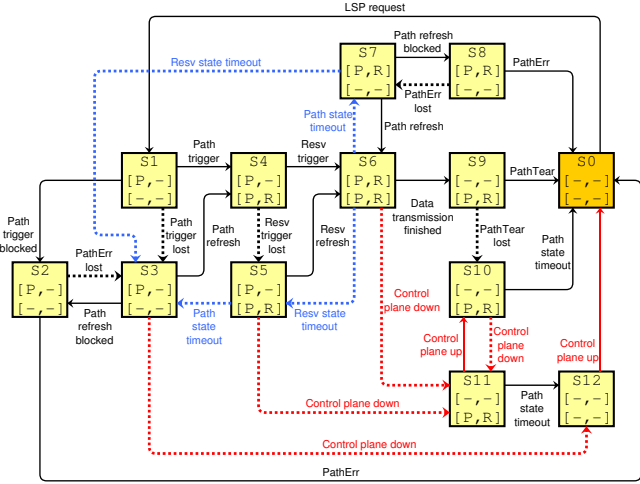


図 2 シングルホップ LSP を設定するときの GMPLS RSVP-TE の状態遷移

で示す． S_i ($i = 0, 1, \dots, 11$) は状態を表す．状態 S_i から状態 S_j への遷移率を λ_{S_i, S_j} と表現する．以下、各状態 S_i における RSVP-TE の状態制御および制御メッセージの処理について説明する．

- S_0 : 初期状態．送信元ノードに LSP 設定要求が到着すると、状態 S_1 へ遷移する．
- S_1 : 送信元ノードから Path トリガメッセージが送信される状態．LSP 設定要求を受信した送信元ノードは、自ノード内に Path ステートを作成する．また、その Path ステートの情報を Path トリガメッセージで宛先ノードへ送信する．Path トリガメッセージが宛先ノードに届き、かつ波長が空いている場合は状態 S_4 へ遷移する．Path トリガメッセージは届いたが、空き波長がなく LSP を設定できない場合は状態 S_2 へ遷移する．Path トリガメッセージが宛先ノードに届かなかった場合は状態 S_3 へ遷移する．
- S_2 : 空き波長がなく、LSP の設定ができないため、宛先ノードは PathErr メッセージを送信元ノードに送る．PathErr メッセージが送信元ノードに届いた場合は状態 S_0 へ遷移する．PathErr メッセージが送信元ノードへ届かなかった場合は状態 S_3 へ遷移する．
- S_3 : 送信元ノードから宛先ノードへ Path リフレッシュメッセージを送信する．Path リフレッシュメッセージが宛先ノードに届き、かつ波長が空いている場合は状態 S_4 へ遷移する．Path リフレッシュメッセージは宛先ノードに届いたが、空き波長がなく LSP を設定できない場合は状態 S_2 へ遷移する．また、制御プレーンに障害が発生した場合は状態 S_{13} へ遷移する．
- S_4 : 新規の Path メッセージを受信した宛先ノードは波長を予約し、自ノードに Path ステートおよび Resv ステートを生成する．宛先ノードは生成した Resv ステートの情報を Resv トリガメッセージで送信元ノードに送る．Resv トリガメッセージが送信元ノードに届けば状態 S_6 へ遷移する．Resv トリガメッセージを損失した場合は状態 S_5 へ遷移する．
- S_5 : 宛先ノードから送信元ノードへ Resv リフレッシュメッセージを送信する．送信元ノードに届いた場合は状態 S_6 へ遷移する．Resv リフレッシュメッセージが送信元ノードに到着する前に宛先ノードの Path ステートがタイムアウトにより削除された場合は状態 S_3 へ遷移する．また、制御プレーンに障害が発生した場合は状態 S_{12} へ遷

移する．

- S_6 : 送信元ノードは新規の Resv メッセージを受信すると、メッセージ中で指定された波長の送信ポートを予約する．これにより LSP の設定が完了し、データの転送が行われる．データの転送が正常に終了すると、LSP を削除するために状態 S_9 へ遷移する．データ転送中に送信元ノードの Resv ステートがタイムアウトにより削除された場合は状態 S_5 へ、宛先ノードの Path ステートがタイムアウトにより削除された場合は状態 S_7 へそれぞれ遷移する．制御プレーンに障害が発生した場合は状態 S_{12} へ遷移する．
- S_7 : データ転送中に宛先ノードの Path および Resv ステートが Path ステートのタイムアウトにより削除された状態．宛先ノードが送信元ノードからの Path リフレッシュメッセージを受信し、波長を再度予約した場合は LSP が回復し、状態 S_6 へ戻る．一方、波長の予約に失敗した場合は状態 S_8 へ遷移する．また、宛先ノードが Path リフレッシュメッセージを受信する前に送信元ノードの Resv ステートがタイムアウトにより削除された場合は状態 S_3 へ遷移する．
- S_8 : 宛先ノードは、波長の予約に失敗したため、送信元ノードへ PathErr メッセージを送信する．送信元ノードが PathErr メッセージを受信した場合は状態 S_0 へ遷移する．PathErr メッセージを損失した場合は状態 S_7 へ遷移する．
- S_9 : 宛先ノードの Path および Resv ステートを削除するために、送信元ノードは PathTear メッセージを宛先ノードへ送信する．宛先ノードが PathTear メッセージを受信した場合は LSP の削除が完了し、状態 S_0 へ遷移する．PathTear メッセージを損失した場合は状態 S_{10} へ遷移する．
- S_{10} : 送信元ノードは既に Path ステートを削除し、Path リフレッシュメッセージを送信しないため、宛先ノードの Path ステートはやがてタイムアウトにより削除される．宛先ノードの Path ステートがタイムアウトになると状態 S_0 へ遷移する．LSP の削除が完了する前に制御プレーンに障害が発生した場合は状態 S_{11} へ遷移する．
- S_{11} : 制御プレーンに障害が発生すると、送信元ノードと宛先ノードは制御メッセージのやり取りができなくなる．このため、宛先ノードの Path および Resv ステートは Path ステートのタイムアウトによってのみ削除できる．宛先ノードで Path ステートのタイムアウトが発生した場合は状態 S_{12} へ遷移する．Path ステートのタイムアウトの前に制御プレーンが回復した場合は状態 S_{10} へ遷移する．
- S_{12} : 制御プレーンの障害回復を待ち、状態 S_0 へ遷移する．

ここで、予約波長の遊休時間の導出方法について説明する．今、RSVP-TE のシグナリングが N 個の状態からなる状態遷移で記述されているとする．定常状態において、状態 S_i ($i = 0, 1, \dots, N - 1$) の存在確率を π_i 、状態 S_i に存在する時間を t_i とする．ある RSVP-TE セッションが開始されてから、次の RSVP-TE セッションが開始するまでの時間を T とすると、

$$t_i = \pi_i T$$

が成り立つ．LSP の設定が完了し、LSP 上でデータの転送が行われている状態が状態 S_d ($d \in \{0, 1, \dots, N - 1\}$) で表されるとすると、平均データ通信時間は $1/\mu$ であるため、 $t_d = 1/\mu$ となる．したがって、

$$\frac{\pi_i}{\pi_d} = \frac{t_i}{t_d} = \mu t_i \Leftrightarrow t_i = \frac{\pi_i}{\mu \pi_d} \quad (i = 0, 1, \dots, N)$$

表 2 図 2 の各遷移における遷移率

遷移率	RSVP-TE	RSVP-TE/Ack
λ_{S_0, S_1}	λ_r	λ_r
λ_{S_1, S_2}	$\frac{p_b(1-p_l)}{D}$	$\frac{p_b(1-p_l)}{D}$
$\lambda_{S_1, S_3}, \lambda_{S_2, S_3},$ $\lambda_{S_4, S_5}, \lambda_{S_9, S_{10}}$	$\frac{p_l}{D}$	$\frac{p_l}{D}$
λ_{S_1, S_4}	$\frac{(1-p_b)(1-p_l)}{D}$	$\frac{(1-p_b)(1-p_l)}{D}$
$\lambda_{S_2, S_0}, \lambda_{S_4, S_6},$ $\lambda_{S_8, S_0}, \lambda_{S_9, S_0}$	$\frac{1-p_l}{D}$	$\frac{1-p_l}{D}$
$\lambda_{S_3, S_2}, \lambda_{S_7, S_8}$	$\frac{p_b(1-p_l)}{T}$	$\frac{p_b(1-p_l)(R+T)}{RT}$
$\lambda_{S_3, S_4}, \lambda_{S_7, S_6}$	$\frac{(1-p_b)(1-p_l)}{T}$	$\frac{(1-p_b)(1-p_l)(R+T)}{RT}$
λ_{S_6, S_9}	μ	μ
$\lambda_{S_5, S_3}, \lambda_{S_6, S_5},$ $\lambda_{S_6, S_7}, \lambda_{S_7, S_3}$	$\frac{p^k}{X}$	$\frac{p_l^{(k-1)(m+1)+1}}{X}$
λ_{S_{10}, S_0}	$\frac{1}{X}$	$\frac{1-p_l}{R} + \frac{1}{X}$
$\lambda_{S_3, S_{12}}, \lambda_{S_5, S_{11}},$ $\lambda_{S_6, S_{11}}, \lambda_{S_{10}, S_{11}}$	ϕ	ϕ
$\lambda_{S_{11}, S_{10}}, \lambda_{S_{12}, S_0}$	γ	γ
$\lambda_{S_{11}, S_{12}}$	$\frac{1}{X}$	$\frac{1}{X}$

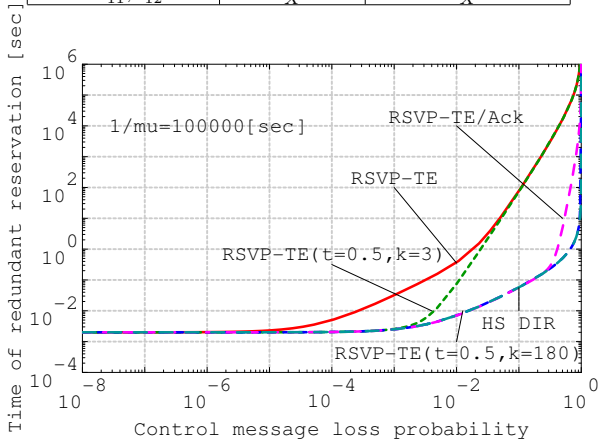


図 3 制御プレーンに障害が発生しないときの制御メッセージのロス率に対する予約波長の遊休時間

が得られる．よって定常状態における平衡方程式から π_i の値が求まれば，それに対する t_i の値も上の式から求まる．波長が無駄に予約されている状態の集合を S' とする． $I' = \{i | S_i \in S'\}$ とすると，予約波長の遊休時間 T' は，以下の式で与えられる．

$$T' = \sum_{i \in I'} t_i = \sum_{i \in I'} \frac{\pi_i}{\mu \pi_j}$$

図 2 の状態遷移において，波長を予約している状態は $S_4 \sim S_{11}$ である．また，予約している波長をデータ転送に使用しているのは状態 S_6 であるから，予約波長の遊休時間は式 (1) で与えられる．

$$T' = \frac{\pi_4 + \pi_5 + \pi_7 + \pi_8 + \pi_9 + \pi_{10} + \pi_{11}}{\mu \pi_6} \quad (1)$$

予約波長の遊休時間を求めるために必要となるのは， π_6 と $\pi_1 \sim \pi_{12}$ の比である．そこで，状態 S_0 および遷移 $S_0 \rightarrow S_1$ は状態 S_1 に含めて平衡方程式を解く．図 2 の状態遷移における各状態遷移率 λ_{S_i, S_j} は 3 章のパラメータを用いると表 2 のように表現される．

4 マルコフモデルを用いた GMPLS RSVP-TE の性能解析

4.1 制御プレーンに障害が発生しない場合

まず，制御プレーンに障害が発生しない場合を考える．ここ

では以下の 5 通りのシグナリングと比較する．

- RSVP-TE (標準の RSVP-TE . $T = 30, k = 3$)
- RSVP-TE(A) ($T = 0.5, k = 3$)
- RSVP-TE(B) ($T = 0.5, k = 180$)
- RSVP-TE/Ack ($T = 30, k = 3, R = 0.5$)
- HS DIR (ハードステート型の DIR . $R = 0.5$)

RSVP-TE(A) は標準の RSVP-TE におけるリフレッシュ間隔 (30 秒) を RSVP-TE/Ack における再送間隔 (0.5 秒) に短縮したものである．このためステートのタイムアウト時間も 90 秒から 1.5 秒になる．RSVP-TE(B) は RSVP-TE(A) におけるリフレッシュ回数を増やし，ステートのタイムアウト時間を標準の RSVP-TE と同じにしたものである．なお，HS DIR における予約波長の遊休時間は図 2 の状態遷移のうち，リフレッシュとタイムアウトの遷移を除くことで導出している．また，HS DIR における制御メッセージの再送間隔は RSVP-TE/Ack と同じく 0.5 秒とする．

シングルホップの LSP を設定するときの制御メッセージのロス率に対する予約波長の遊休時間を図 3 に示す．制御メッセージのロス率が低いときは，ステートのタイムアウトがほとんど発生しない．このため，RSVP-TE および RSVP-TE/Ack の性能は HS DIR に近く．LSP の設定と解放には伝搬遅延時間を要するので，その間予約されている波長は遊休状態となる．したがって，制御メッセージのロス率が 10^{-5} 以下ではその値は減少しない．すなわち，制御メッセージのロス率が 10^{-5} 以下の環境では，波長の利用効率を向上させるためにリフレッシュ間隔を短くしたり，再送機能を使用する必要はない．

一方，制御メッセージのロス率が 10^{-5} より大きくなるとともに，まず標準の RSVP-TE において波長の遊休時間が増加する．これは他のシグナリングと比べてリフレッシュメッセージの送信間隔が大きく設定されているためである．ステートのタイムアウト時間 X は，リフレッシュメッセージの送信間隔 T と送信回数 k の積で与えられる．例えば，LSP の削除時に PathTear メッセージを損失した場合，宛先ノードで予約されている波長は Path ステートのタイムアウトによって解放されるまで遊休状態となる．このとき， T の値が大きいと波長が無駄に保持される時間が長くなる．リフレッシュ間隔を $T = 0.5$ とした RSVP-TE(A) では，予約波長の遊休時間が増加し始める制御メッセージのロス率を 10^{-3} 程度まで向上できる．しかし，リフレッシュメッセージの送信回数が少ないため，制御メッセージのロス率の増加に伴い false removal が発生しやすくなる．false removal の発生はリフレッシュ回数を増やすと抑えることができ (RSVP-TE(B))，予約波長の遊休時間は HS DIR と同等になる．

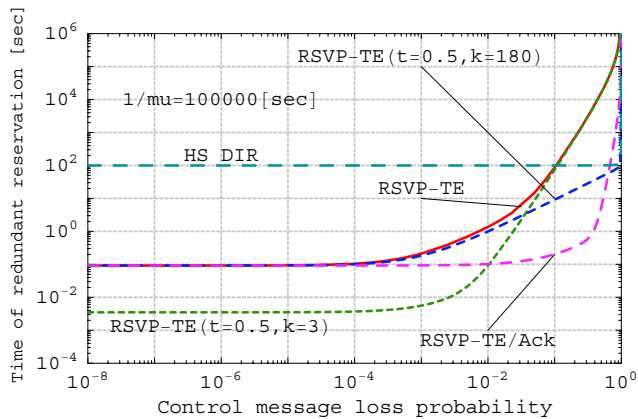
4.2 制御プレーンに障害が発生する場合

続いて，制御プレーンに障害が発生する場合の予約波長の遊休時間を評価する．障害回復までにかかる時間の大小および障害発生頻度から，次の 3 つのケースを想定する^(注1)．

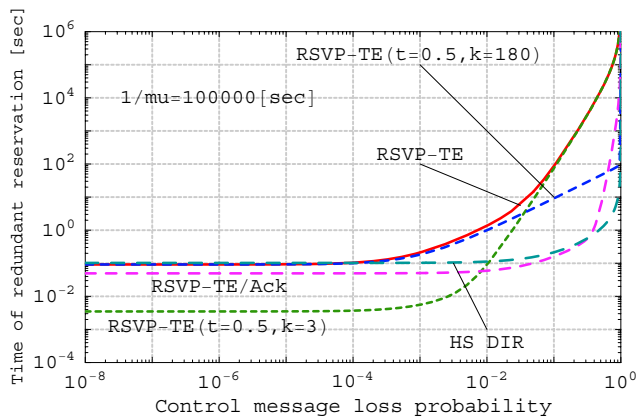
- ケース 1: 障害が稀に発生し，その回復までの時間が長い場合 ($\phi = 10^{-8}, \gamma = 10^{-5}$, 年間稼働率は 99.9%) .
- ケース 2: 障害が稀に発生し，その回復までの時間が短い場合 ($\phi = 10^{-8}, \gamma = 10^{-2}$, 年間稼働率は 99.9999%) .
- ケース 3: 障害が頻繁に発生し，その回復までの時間が短い場合 ($\phi = 10^{-5}, \gamma = 10^{-2}$, 年間稼働率は 99.9%) .

図 4 は，各ケースにおける制御メッセージのロス率に対する予約波長の遊休時間である．図 4(a) のケース 1 では，障害回復に多くの時間を要するため，HS DIR と RSVP-TE および RSVP-TE/Ack との差，つまりステートのタイムアウトの有無

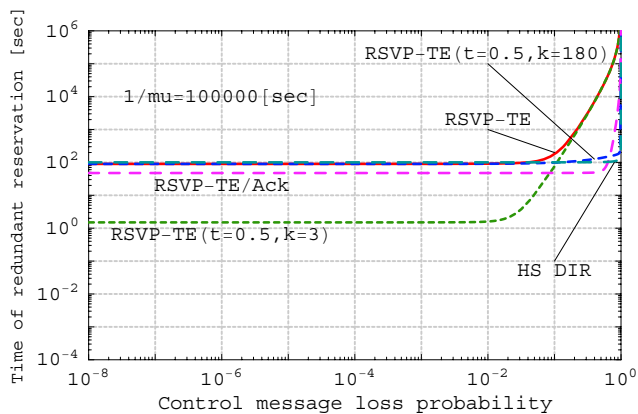
(注 1): 1 日 = 86400 秒 < 10^5 秒, 3 年 = 93312000 秒 < 10^8 秒 .



(a) ケース 1



(b) ケース 2



(c) ケース 3

図 4 制御プレーンに障害が発生するときの制御メッセージのロス率に対する予約波長の遊休時間

が遊休時間に大きく影響する。ただし、HS DIR でも、障害から回復するまで波長を予約し続けるのは非現実的である。実際には、システムの再起動等によって波長が解放され、RSVP-TE と HS DIR の実際の性能差は縮まると考えられる。

図 4(b) はケース 2 の結果である。ケース 1 の場合と比べ、RSVP-TE および RSVP-TE/Ack に関しては予約波長の遊休時間に変化は見られない。これは障害が発生しても、ステータムアウトによって予約された波長が解放されるためである。図 4(c) のケース 3 においても予約波長の遊休時間の相対的な傾向は大きくは変わらない。RSVP-TE(A) では、制御メッセージのロス率が高い領域を除くと、全てのケースを通じて予約波

長の遊休時間を他のシグナリングに比べて 1 桁ないし 2 桁ほどに抑えている。これは、リフレッシュ時間間隔を短くすることで、ステータムアウトまでの時間が短縮され、障害発生時にも素早く予約波長を解放できるためである。

5 まとめ

本稿では、シングルホップの LSP を設定するときの GMPLS RSVP-TE 動作をマルコフ過程を用いてモデル化した。波長ルーティングネットワークにおいて波長資源の利用効率を向上させるには、予約波長の遊休時間を短縮することが有効であると考えられる。RSVP-TE において、予約波長の遊休時間を短く抑えるための最も単純な方法は、リフレッシュ間隔の短縮である。本稿では、標準のパラメータ設定を用いた RSVP-TE、RSVP-TE/Ack に加え、RSVP-TE のリフレッシュ間隔を RSVP-TE/Ack における制御メッセージの再送間隔にした場合と、さらにリフレッシュ回数を増やした場合について解析を行った。制御メッセージのロス率に関する比較評価により、RSVP-TE における各パラメータ設定および制御メッセージの再送機能の有効領域を示した。

今後は、 h ホップの LSP を設定するときの GMPLS RSVP-TE の動作のモデル化および解析から、ホップ数と予約波長の遊休時間の関係を明らかにする予定である。

謝 辞

本研究の一部は、情報通信研究機構および文部科学省科学研究費若手研究 (A)(17680004) の研究助成によるものである。ここに記して謝意を表す。

文 献

- [1] L. Berger, "Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS) signaling functional description," *RFC 3471*, Jan. 2003.
- [2] L. Berger, "Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS) signaling Resource ReSerVation Protocol-Traffic Engineering (RSVP-TE) extensions," *RFC 3473*, Jan. 2003.
- [3] X. Yuan, R. Melhem, and R. Gupta, "Distributed Path Reservation Algorithms for Multiplexed All-Optical Interconnection Networks," *IEEE Transactions on Computers*, vol. 48, pp. 1355-1363, Dec. 1999.
- [4] K. Lu, J. P. Jue, G. Xiao, I. Chlamtac, and T. Ozugur, "Intermediate-Node Initiated Reservation (IIR): A New Signaling Scheme for Wavelength-Routed Networks," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 21, pp. 1285-1294, Oct. 2003.
- [5] R. Ramaswami and A. Segall, "Distributed Network Control for Optical Networks," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 5, pp. 936-943, Dec. 1997.
- [6] P. Ji, Z. Ge, J. Kurose, and D. Towsley, "A Comparison of Hard-state and Soft-state Signaling Protocols," in *Proceedings of ACM SIGCOMM '03*, (Karlsruhe, Germany), Aug. 2003.
- [7] R. Braden, L. Zhang, S. Berson, S. Herzog, and S. Jamin, "Resource ReSerVation Protocol (RSVP) - version 1 functional specification," *RFC 2205*, Sept. 1997.
- [8] L. Berger, D. Gan, G. Swallow, P. Pan, F. Tommasi, and S. Molendini, "RSVP refresh overhead reduction extensions," *RFC 2961*, Apr. 2001.