

FDDI ネットワークにおける RSVP 適用方式の提案と評価

馬場 義昌[†] 厚井 裕司[†] 藤井 照子[†]
井手口 哲夫[†] 妹尾 尚一郎[†] 矢部 正行[†]

IETF (Internet Engineering Task Force) では、IP パケット転送の品質を保証する新たなサービスを検討している。また、それを実現する手段として、ネットワーク資源の予約を行うためのプロトコルである RSVP (Resource ReSerVation Protocol) を提案している。RSVP を適用する方法については、サービス品質を保証する ATM ネットワーク上における検討が進められているが、媒体共有型の LAN 上における検討はまだ始まったばかりである。そのため、本論文では、FDDI へ RSVP を適用する方式として、非同期クラスのプライオリティ機構を用いる方式と、同期データ転送クラスを用いる方式の 2 つを提案し、それぞれの通信特性についてシミュレーションにより評価を行った。その結果、RSVP を FDDI へ適用する方式としては、過負荷状態においても必ず予約した帯域が確保される非同期プライオリティ方式の方が優れていることが分かった。

Proposal and Evaluation of RSVP Application Methods over FDDI

YOSHIMASA BARA,[†] YUUJI KOUI,[†] TERUKO FUJII,[†]
TETSUO IDEGUCHI,[†] SHOICHIRO SENO[†] and MASAYUKI YABE[†]

The IETF (Internet Engineering Task Force) is working on new services which guarantee QoS (Quality of Service) of IP Packet transmission, and proposes RSVP (Resource ReSerVation Protocol) to reserve network resources in order to support. There has been relatively few researches on QoS guarantee according to RSVP over shared media networks such as LAN, compared with such studies over ATM networks that can provide QoS guarantee. In this paper, we propose two application methods of RSVP over FDDI and evaluate communication characteristic of them by simulations. The first method uses the priority mechanism of FDDI asynchronous class, and the second method uses FDDI synchronous data transmission class. It is concluded that the first method is superior to the second method, because it can guarantee the reserved bandwidth under heavy load.

1. はじめに

高度情報化社会の到来とともに、通信ネットワークへの要求も、より一層高度で複雑なものになっている。特に、インターネットに代表されるコンピュータネットワークでは、ネットワークが提供するサービスとして、サービス品質 (QoS: Quality of Service) の保証が求められている。従来のインターネットでは、伝送遅延やスループット等の保証がない IP (Internet Protocol) を利用してアプリケーションを構築しているため、QoS を保証することができなかった。

これに対して、IETF (Internet Engineering Task Force) では、IP パケット転送の品質について議論して

おり、end-to-end の伝送遅延の最悪値を 100%保証する Guaranteed Service¹⁾ から best effort よりは優れている Controlled Load Service²⁾ といった様々なサービス^{3),4)} を提案している。また、上記サービスを実現する手段としてはネットワーク資源の予約が有効であり、そのためのプロトコルとして RSVP (Resource ReSerVation Protocol) が提案されている^{5),6)}。QoS サービスを提供するデータリンクとしては ATM があり、IETF でも、ATM へ RSVP を適用する方法について検討を進めている⁷⁾。さらに、上記サービスを、様々なデータリンク上において実現するためのワーキンググループが構成され、媒体共有型の LAN である IEEE802.5 トークンリング⁸⁾ 上における課題について整理したドキュメントが発行されている⁹⁾。

一方、FDDI は、ANSI および ISO で標準化された光ファイバを伝送媒体とした 100 Mbps のリング型

[†] 三菱電機株式会社情報技術総合研究所
Information Technology R&D Center, Mitsubishi Electric Corporation

LANであるが、上記 IEEE802.5 トークンリングとは異なり、Timed Token Protocol (TTP)¹⁰⁾ と呼ばれるプロトコルによりトークンを制御している。TTPでは、平均トークン巡回時間が目標トークン巡回時間以下となり、最大トークン巡回時間も目標トークン巡回時間の2倍以下になることが保証されているので、リアルタイム伝送に適している。データ転送クラスとしては、同期クラスと非同期クラスの2種類のデータ転送クラスを規定しており、同期クラスではトークンを獲得したステーションは必ずある一定時間送信することが可能である。また、非同期クラスでは、トークンを獲得したときのステーションごとのタイマ値によって送信できる時間が変化し、さらにその時間に閾値を設けることにより、複数レベルのプライオリティ付けも可能である。上記のような FDDI の通信特性については、文献 11)~14) 等で理論的に解析されているが、ネットワーク資源の予約という観点からの評価は行われていなかった。

本論文では、以上のような TTP の機構を利用し、まだ検討が行われていない FDDI へ RSVP を適用する方式として次の2つの方式を提案する。1つは、非同期クラスのプライオリティ機構へ RSVP を適用する方式、もう1つは、同期データ転送クラスへ RSVP を適用する方式である。さらに、それぞれの方式の通信特性を明らかにするために、シミュレーションにより評価を行なった。

以下、2章で本論文に関連する RSVP、および FDDI のプロトコルについて概説し、3章で RSVP を FDDI へ適用する2つの方式について提案する。さらに、4章ではそれらの通信特性を明らかにするためのシミュレーションモデルについて記述し、5章でそれらのシミュレーション結果について考察する。最後に6章において本論文のまとめを行う。

2. RSVP と FDDI プロトコル

本章では、まず最初に RSVP の特徴、および動作概要について説明する。次に、RSVP を適用する FDDI の規格である MAC¹⁵⁾、および SMT¹⁶⁾ について、本論文に関連する部分のみ説明を行う。

2.1 RSVP

RSVP は、インターネット上で様々なサービス品質を提供するために設計された、ネットワーク資源の予約を行うためのプロトコルである。RSVP の特徴として、データフローの受信者が主体となって、そのデータフローに対する資源予約を行うことがあげられる。これにより、受信者は自分の能力に見合った QoS を

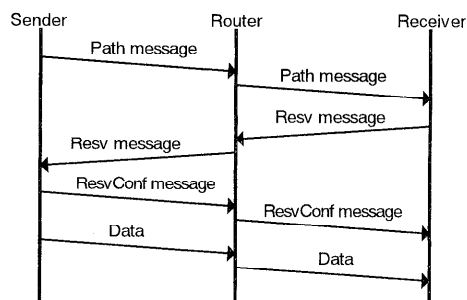


図1 RSVPの動作概要

Fig. 1 Sequence of RSVP data transmission.

要求でき、通信途中における QoS の変更も可能となるため、柔軟性のある通信が実現できる。

図1に RSVP の動作概要を示す。データパケットの送信者は、データフローのトラヒック特性等が含まれている Path message を周期的に送信する。ルータは Path message を受信すると、前段ノード (図1の場合は、送信者) の IP アドレスを Path message に追加し、受信者へ送信する。Path message を受信した受信者は、そのデータフローを受信するための Resv message を Path message に記録されている経路に従って送信する。Resv message には、受信者が要求するデータフローの特性が含まれている。ルータは、Resv message を受信すると、受信者の要求を満たすような資源が予約可能かどうか判断する。そして、予約可能であれば、ルータ内における資源を予約し、送信者へ Resv message を送信する。もし、予約不可であれば、受信者へ ResvErr message を送信する。送信者は、Resv message を受信すると、自分自身の資源を予約した後、確認要求があるかどうか判断し、確認要求があれば受信者へ ResvConf message を送信する。

2.2 FDDI

2.2.1 MAC プロトコル

FDDI の MAC プロトコルでは、トークン制御に Timed Token Protocol (TTP) を採用している。TTP では、同期クラスと非同期クラスの2種類のデータ転送クラスを規定しており、同期クラスでは、トークンを獲得したステーションは、必ずある一定時間送信することが許されている。また、非同期クラスでは、トークンを獲得したときのステーションごとのタイマ値によって送信できる時間が変化する。各ステーションは、トークンを獲得すると、まず同期クラスの送信を行い、次に非同期クラスの送信を行う。

各ステーションでは、2つのタイマ、TRT (Token Rotation Timer)、および THT (Token Holding

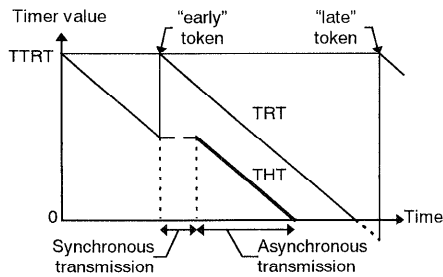


図2 同期・非同期クラスのデータ転送時におけるタイマ動作
Fig. 2 Timer value of synchronous and asynchronous data transmission.

Timer) を用いて、このプロトコルを実行している。TRT は、トークンがリングを1周する時間を管理するタイマで、ステーションがトークンを受信するたびに初期値にリセットされる。TRTの初期値には、リングの初期化時に決定されるTTRT (Target Token Rotation Time) と呼ばれる値が設定される。THT は、ステーションが、トークンを獲得してから解放するまでの時間を管理するタイマで、トークン獲得時のTRTの値がTHTの初期値となる。TRTが満了する前に受信したトークンを“early”トークンと呼び、同期クラスのデータ転送と非同期クラスのデータ転送が可能である。また、TRTが満了した後に受信したトークンを“late”トークンと呼び、同期クラスのデータ転送のみが可能である。

同期クラスのデータ転送では、トークンを一定時間保持することが許されており、その保持時間が同期帯域幅に相当する。この値は、TTRTのパーセンテージとして表現され、SMTの手順により全ステーションの同期帯域幅の合計がTTRT以下になるように割り当てられる。また、非同期クラスのデータ転送では、“early”トークン受信時のTRT値をTHTに代入し、THTが満了するまで非同期クラスの送信ができる。図2に、同期クラス、および非同期クラスのデータ転送時における各タイマの様子を示す。

さらに、非同期クラスのデータ転送においては、トークンを解放する時間に閾値 (T_Pri) を設けることにより、複数レベルのプライオリティ付けが可能である。たとえば、プライオリティレベル i の非同期データしかないステーションは、THTの値が $T_Pri(i)$ 以上のときしかトークンを保持できない。つまり、それ以降のステーションが、よりプライオリティレベルの高いデータを持っていれば、その閾値 $T_Pri(i)$ 以下の時間に送信可能となる。図3に、プライオリティレベル i の非同期クラスのデータ転送時における各タイマの様子を示す。

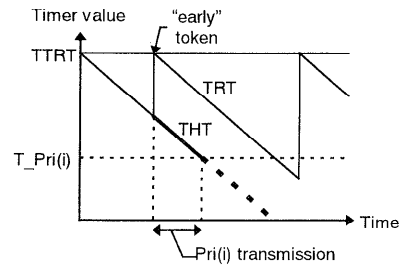


図3 プライオリティレベル (i) のデータ転送時におけるタイマ動作
Fig. 3 Timer value of priority level (i) data transmission.

以上の手順により、TTPでは、平均トークン巡回時間がTTRT以下となり、最大トークン巡回時間もTTRTの2倍以下になることが保証されている^{17),18)}。

2.2.2 SMT プロトコル

SMTは、FDDIネットワーク上のステーションを管理、制御するためのプロトコルであり、その機能の1つとして、同期帯域の割当て機構を提供するSBA (Synchronous Bandwidth Allocation) プロトコルがある。同期帯域の割当てを要求するステーションは、FDDIネットワーク上の1つのステーションに存在する同期帯域管理プロセスに対して、RAF (Resource Allocation Frame) として定義されているSBA Resource Allocation requestを送信する。管理プロセスは、その要求の可否を判断し、SBA Resource Allocation responseにより応答する。つまり、管理プロセスより同期帯域の割当てを許可されたステーションのみが、許可された範囲内で、同期クラスのデータ転送が可能となる。

3. FDDI への RSVP 適用方式の提案

本章では、RSVPをFDDIネットワークに適用する方法として2つの方式を提案する。まず最初に、非同期クラスのプライオリティ機構へRSVPを適用する方式 (非同期プライオリティ方式) について述べる。次に、同期データ転送クラスへRSVPを適用する方式 (同期データ転送クラス方式) について記述する。なお、本論文では、RSVPで資源予約されたデータをRSVPデータ、それ以外のデータを非RSVPデータと呼んでいる。

3.1 非同期プライオリティ方式

RSVPを非同期クラスのプライオリティ機構へ適用するためには、RSVPデータを高プライオリティ、非RSVPデータを低プライオリティに割り当て、高プライオリティのデータ帯域がつねに確保されるような仕組みにすればよい。幸い、FDDIのプライオリティ機構には、トークンを解放する時間を管理しているTHTに

閾値 $T_Pri(i)$ を設定できる。そこで、非 RSVP データに対する閾値を $T_Pri(Low)$ とし、RSVP データに対する閾値を $T_Pri(High)=0ms$ とすると、 $T_Pri(Low)$ により非 RSVP データの送信を停止してからの時間が、RSVP データの送信に確保された時間となる。つまり、RSVP データの帯域として X パーセント確保する場合、 $T_Pri(Low)$ を少なくとも次のように設定すればよい。

$$T_Pri(Low) = TTRT \times X (\%) \quad (1)$$

たとえば、RSVP データに 30 Mbps 割り当てる場合、 $TTRT=10ms$ とすると $T_Pri(Low)=3ms$ となる。しかし、高プライオリティのデータに割り当てられている RSVP データは、 THT の値が $T_Pri(Low)$ 以下のときだけでなく $T_Pri(Low)$ 以上のときにも送信可能である。そのため、 $T_Pri(Low)$ の値を、式 (1) で求められる値より小さくすることにより、非 RSVP データの送信可能時間を長くすることができる。

上記のような適用方法を実際のネットワークで実現するためには、最大 RSVP 帯域 (RSVP データの送信に使用可能な最大帯域) に相当する低プライオリティの閾値 $T_Pri(Low)$ を、各ステーションにあらかじめ設定する必要がある。また、RSVP データの送信局においては、予約されたそれぞれの帯域の合計が、最大 RSVP 帯域以下となるように管理しなければならない。そのため、ネットワーク上に RSVP の送信局が 1 つしかない場合は、その送信局において予約された RSVP 帯域の合計が最大 RSVP 帯域以上にならないように管理すればよいが、送信局が複数ある場合は、それぞれの予約済み帯域を通知しあう機構が必要となる。しかし、非同期クラスのプライオリティ機構には、ステーション間でプライオリティを制御する機構はないため、各 RSVP 送信局の予約可能帯域の合計が、最大 RSVP 帯域以下となるようにあらかじめ設定しなければならない。つまり、非同期プライオリティ方式における RSVP 帯域の管理は、RSVP 送信局単位に独立して行われる。

3.2 同期データ転送クラス方式

RSVP を同期データ転送クラスへ適用するためには、RSVP データを同期クラス、非 RSVP データを非同期クラスに割り当て、同期クラスに元々ある帯域保証機能を使えばよい。FDDI の同期クラスには、各ステーションに対する同期帯域割当て機構として SBA プロトコルが定義されているが、その管理プロセスについては規定されていない。そのため、SBA プロトコルを RSVP 対応に拡張して、RSVP の資源予約要求を SBA Resource Allocation request にマッピング

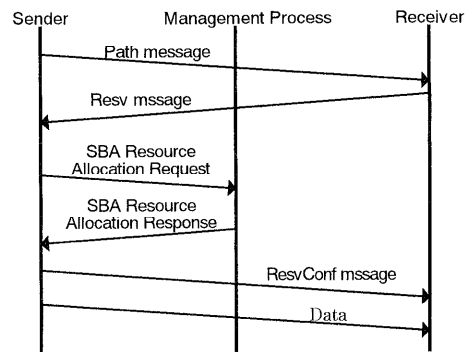


図 4 RSVP 帯域確保プロトコルシーケンス

Fig. 4 Sequence of RSVP bandwidth reservation protocol.

グすることにより、FDDI における同期帯域を RSVP データのための帯域として動的に配分することを提案する。

図 4 に提案する RSVP 帯域確保プロトコルのシーケンスを示す。データパケットの受信者は、送信者からの Path message に対して Resv message を送信して、資源の予約を行う。Resv message を受信した送信者は、管理プロセスに対して、SBA Resource Allocation request を送信し、要求された資源が同期帯域として割当て可能かどうかを確認する。管理プロセスは、FDDI ネットワーク上での最大 RSVP 帯域とすでに割当て済みの RSVP 帯域を管理しており、その可否を SBA Resource Allocation response として送信者に伝える。割当てが許可されると、送信者は、資源の予約が成功したことを ResvConf message により受信者へ伝える。

本提案の利点は、各ステーションからの資源予約要求を、SMT の管理プロセスで集中管理するため、非同期プライオリティ方式のように、あらかじめ各 RSVP 送信局に予約可能帯域を設定する必要がないことである。

4. シミュレーション評価

4.1 シミュレーションモデル

FDDI ネットワーク上に複数のステーションが接続されているモデルを図 5 に示す。各ステーションの MAC Entity には、RSVP データ、および非 RSVP データを送信するための送信キュー、すなわち RSVP データ送信キューと非 RSVP データ送信キューがある。最大キュー長はいずれも Q_{max} とし、キューの最大値を超えたデータは廃棄させている。本シミュレーションでは、シミュレーションを開始してからの時刻 T_{now} をつねに管理しており、シミュレーション開始

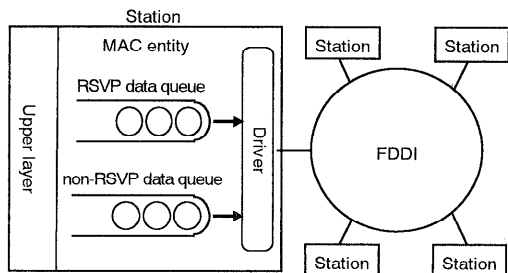


図5 シミュレーションモデル
Fig.5 Simulation model.

時刻を 0 秒として、次の要因により時計を進めている。

- データ送信時間 T_{tx} (秒) : 1 つのデータを送信するのに必要な時間。L byte のデータを送信するのに必要な時間 T_{tx} は、 $8L \times 10^{-8} \text{ sec}$ ($= L \times 8 \text{ (bits/byte)}/100 \text{ Mbps}$) と与えられる。なお、各ステーションで発生させるデータは、データ長一定 (L byte) としている。
- ステーション間伝送遅延時間 D (秒) : トークンを次のステーションに届けるまでに必要な時間。ステーション遅延を D_s (秒)、ケーブル遅延を D_c (秒/km)、ケーブル長を C (km) とすると、ステーション間伝送遅延時間 D は $D = D_s + D_c \times C = 0.6 \times 10^{-6} + 5.085 \times 10^{-6} C$ と与えられる¹⁵⁾。なお、各ステーション間の距離は一定としている。

あるステーションがトークンを解放した時刻を T_{rel} とすると、次のステーションは時刻 $T_{rel} + D$ にトークンを獲得する。そして、そのステーションがデータを y 個送信した後、トークンを解放すると、その時刻は $(T_{rel} + D) + y \times T_{tx}$ となる。このように、順次トークンを巡回させながら時刻を進め、その間に発生したデータを各ステーションのキューにキューイングさせている。なお、各ステーションで発生させるデータは、ポアソン到着させている。

シミュレーションプログラムは C 言語により記述し、Simpack というシミュレーションツールを用いた。また、シミュレーションの実行には、Mips ワークステーションを使用した。

4.2 評価モデルとシミュレーションパラメータ

本シミュレーションでは、RSVP 送信局が 1 つしか存在しない集中負荷モデル、RSVP 送信局と非 RSVP 送信局がほぼ同数存在する均等混在モデル、および、すべてのステーションが RSVP 送信局として動作する平均分散モデルの 3 つの評価モデルを想定した。いずれのモデルにおいても、同一 FDDI ネットワーク上

表 1 シミュレーション・パラメータ
Table 1 Simulation parameters.

Data Length (L)	1,000 byte
TTRT	10 ms
Cable Length (C)	0.01 km (10 m)
Queue Length (Qmax)	200
Simulation Time	100 sec

には 11 台のステーションが存在するものとし、また、RSVP データの最大合計値、つまり最大 RSVP 帯域は 50 Mbps としている。

- 集中負荷モデル : VOD (Video On Demand) 等で使用され、音声や画像のようなマルチメディアデータを提供するサーバ (RSVP 送信局) が 1 台あり、そのマルチメディアデータを受信するクライアントが 10 台あるようなネットワークモデル。
- 均等混在モデル : サーバ兼クライアントとして動作するステーションが 5 台と、RSVP をサポートしていない非 RSVP 送信局が 6 台あるようなネットワークモデル。
- 平均分散モデル : TV 会議等で使用され、すべてのステーションがサーバ兼クライアントとして動作するようなネットワークモデル。

本論文では、FDDI へ RSVP を適用する前記 2 つの方式について、上記評価モデル、および表 1 に示すシミュレーションパラメータにより評価を行う。評価項目は、非 RSVP データの発生を 0~100 Mbps まで変化させた場合の RSVP データ (10, 30, 50 Mbps) の通信特性 (スループット、伝送遅延)、および最大 RSVP 帯域を超えて RSVP データ (55 Mbps) が発生した場合の通信特性である。非 RSVP データは、各ステーションにおいて平均的に発生させている。なお、シミュレーションパラメータより、データ送信時間 T_{tx} は $T_{tx} = 8L \times 10^{-8} = 80 \mu\text{s}$ となり、ステーション間伝送遅延時間 D は、 $D = 0.6 \times 10^{-6} + 5.085C \times 10^{-6} \approx 0.651 \mu\text{s}$ となる。

なお、ケーブル断線時等の wrap 状態においては、wrap 間のステーション間伝送遅延時間 D が、約 $0.51 \mu\text{s}$ 長くなるが、データ転送時間 T_{tx} と比較すると非常に小さな値なので、シミュレーション評価にはほとんど影響しない。

5. 結 果

5.1 非同期プライオリティ方式

3.1 節では、非 RSVP データに対する閾値 T_{Pri} (Low) の値を、式 (1) で求められる値より小さくできることを述べた。つまり、本シミュレーションで

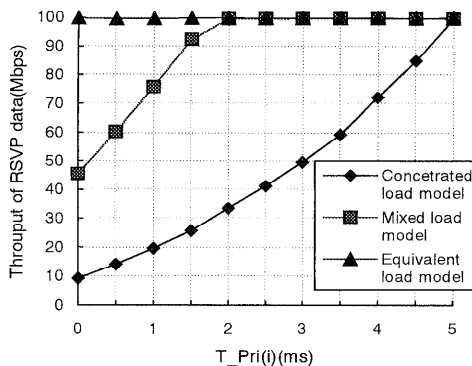


図6 閾値 $T_Pri(Low)$ と RSVP データのスループット
Fig. 6 Threshold $T_Pri(i)$ vs. throughput of RSVP data.

は、最大 RSVP 帯域を 50 Mbps としているため、 $T_Pri(Low)$ の値を 5 ms 以下とすることができる。図 6 は、最小の $T_Pri(Low)$ を求めるため、RSVP データを 100 Mbps、非 RSVP データも 100 Mbps 発生させた場合の $T_Pri(Low)$ と、実際に送信された RSVP データとの関係を示すものである。

集中負荷モデル、および均等混在モデルでは、 $T_Pri(Low)$ の値を小さくする程 RSVP データのスループットが下がり、集中負荷モデルでは $T_Pri(Low)$ の値が 3 ms のときに、また均等混在モデルでは $T_Pri(Low)$ の値が 0.2 ms のときに、50 Mbps のスループットが確保できている。つまり、集中負荷モデルにおける $T_Pri(Low)$ の最小値は 3 ms、均等混在モデルにおける $T_Pri(Low)$ の最小値は 0.2 ms と考えられる。

RSVP データのスループットが、 $T_Pri(Low)$ と関連することは、TTP の機構により次のように説明できる。トークンを獲得した RSVP 送信局が、THT が満了するまで RSVP データを送信すると、以降の非 RSVP データのみを送信するステーションにおける THT の初期値は小さくなり、閾値 $T_Pri(Low)$ により非 RSVP データの送信ができなくなる。その結果、トークンはすぐに RSVP 送信局に戻ってくるが、前回のトークン獲得時に THT が満了するまでトークンを保持していたため、今回はトークンをすぐ解放する。そのため、次のステーションでは THT の値が閾値 $T_Pri(Low)$ になるまで、非 RSVP データの送信が可能となる。

平均分散モデルでは、 $T_Pri(Low)$ を 0 ms、つまり $T_Pri(High) = T_Pri(Low) = 0$ ms としても 100 Mbps のスループットが確保できている。これは、平均分散モデルにおいては、すべてのステーションにおいて、RSVP データと非 RSVP データが存在し、つ

ねに高プライオリティの RSVP データが優先して送信されるためである。

本論文では、上記で求めた最小の閾値を使用し、集中負荷モデルにおいては $T_Pri(Low) = 3$ ms、均等混在モデルにおいては $T_Pri(Low) = 0.2$ ms、平均分散モデルにおいては $T_Pri(Low) = 0$ ms の場合の通信特性を評価する。

図 7 (a), (b) は、非同期プライオリティ方式において、RSVP データを 10, 30, 50, 55 Mbps 発生させ、非 RSVP データを 0~100 Mbps まで変化させた場合の集中負荷モデル、および平均分散モデルにおけるスループットを表している。集中負荷モデル、および均等混在モデルでは、最小の閾値 $T_Pri(Low)$ を適用した効果が表れ、RSVP データと非 RSVP データの合計が 100 Mbps を超えるような過負荷の状態では、最大 RSVP 帯域を超えて発生した RSVP データが廃棄される。図 7 (a) では、集中負荷モデルにおけるスループットを示す。平均分散モデルでは、図 6 に示されるように、RSVP データのスループットを下げる最小の閾値 $T_Pri(Low)$ がないため、最大 RSVP 帯域を超えて発生した RSVP データも、廃棄されず送信される。

図 8 (a), (b) は、非同期プライオリティ方式における集中負荷モデル、および平均分散モデルにおける伝送遅延を表している。いずれのモデルにおいても、RSVP データと非 RSVP データの合計が 90 Mbps 程度までは、伝送遅延時間が約 0.5 ms 以下で緩やかに長くなるが、それ以上になると急激に伝送遅延時間が長くなるのがわかる。集中負荷モデル、および均等混在モデルでは、RSVP データは廃棄され、平均伝送遅延時間はそれぞれ約 16~28 ms、および約 10~140 ms となる。図 8 (a) では、集中負荷モデルにおける伝送遅延を示す。平均分散モデルでは、RSVP データは廃棄されず、平均伝送遅延時間は最大でも約 3 ms となる。

5.2 同期データ転送クラス方式

図 9 (a), (b) は、同期データ転送クラス方式において、RSVP データを 10, 30, 50, 55 Mbps 発生させ、非 RSVP データを 0~100 Mbps まで変化させた場合の集中負荷モデル、および平均分散モデルにおけるスループットを表している。3.2 節に述べたように、同期データ転送クラス方式では、RSVP データのための帯域を同期帯域として動的に配分できるため、RSVP データが 10 Mbps のときは 1 ms、30 Mbps のときは 3 ms、50, 55 Mbps のときは 5 ms、同期帯域幅として割り当てている。いずれのモデルにおいても、RSVP データと非 RSVP データの合計が 100 Mbps 以下で

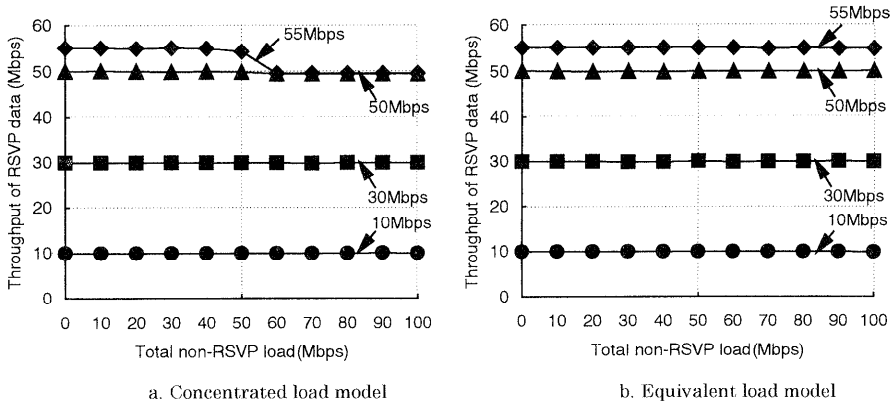


図 7 非同期プライオリティ方式におけるスループット
Fig. 7 Throughput of RSVP data by asynchronous priority method.

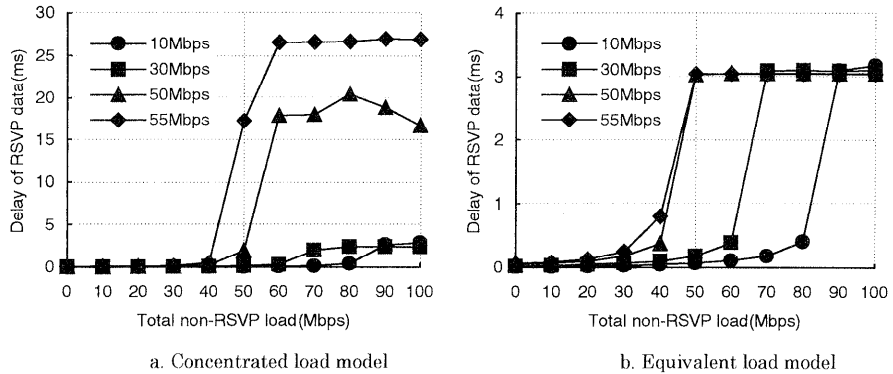


図 8 非同期プライオリティ方式における伝送遅延
Fig. 8 Delay of RSVP data by asynchronous priority method.

は、発生させた RSVP データが廃棄されることなく送信できていることが分かる。これは、RSVP データと非 RSVP データの合計が 100 Mbps 以下では、トークンが速く回る分だけ、同期データ、つまり RSVP データの送信が可能なためである。

次に、RSVP データと非 RSVP データの合計が 100 Mbps 以上の状態におけるスループットに注目する。集中負荷モデル、および均等混在モデルでは、予約帯域相当の RSVP データ (10, 30, 50 Mbps) が発生した場合は、予約帯域分のスループットが確保されるが、予約帯域を超えて発生した RSVP データ (55 Mbps) のスループットは、それぞれ約 52.1 Mbps、および約 50.5 Mbps に低下する。図 9(a) では、集中負荷モデルにおけるスループットを示す。平均分散モデルでは、RSVP データと非 RSVP データの合計が 100 Mbps 以上になると、予約帯域とは無関係に RSVP データのスループットが低下する。たとえば、50 Mbps の RSVP データは、約 46.5 Mbps にスル-

プットが低下 (約 7% 減) している。これらは、いずれも、トークンを保持できる時間が、データ送信時間 T_{tx} (80 μs) に満たなくなると、データ送信が行えなくなることによる。以下では、平均分散モデルにおいて、50 Mbps の RSVP データが約 46.5 Mbps に低下する理由について述べるが、集中負荷モデルや均等混在モデルにおいても、RSVP 送信局の数が異なることによる計算式の違い以外は同じである。

本シミュレーションでは、50 Mbps で帯域予約が行われた場合、各ステーションにおける同期クラス (RSVP データ) の送信できる時間は $5000/11 = 454.5 \mu s$ であるが、 $454.5 \times 80 = 54.5 \mu s$ より、残り時間が $54.5 \mu s$ になると送信が行えず、全ステーションにおける同期クラスの送信できる時間は $5000 - 54.5 \times 11 = 4400.5 \mu s$ となる。一方、非同期クラス (非 RSVP データ) の送信時間は、その分長くなるが、各ステーションにおいて平均 40 μs (データ送信時間 T_{tx} の半分) データの送信が行えないため、全体として非同期クラスの送信できる時

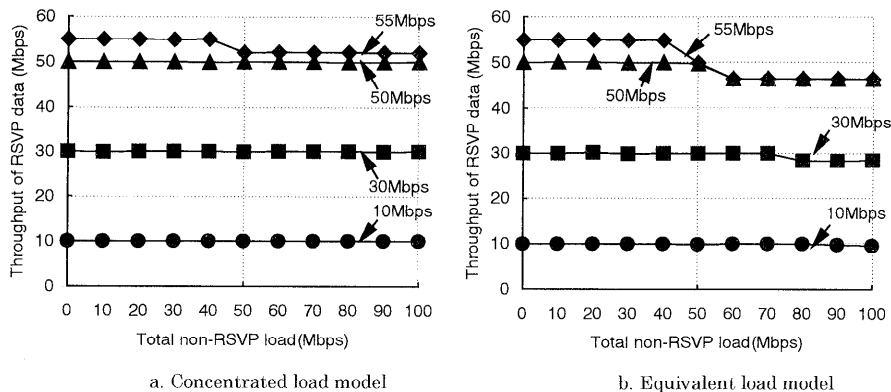


図 9 同期データ転送クラス方式におけるスループット

Fig. 9 Throughput of RSVP data by synchronous data transmission class method.

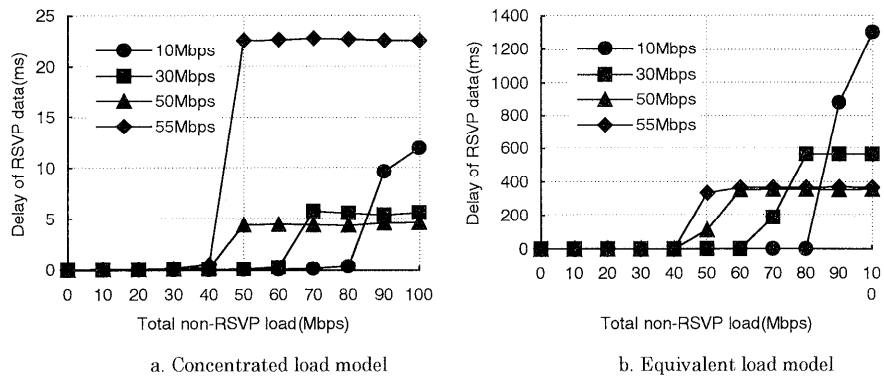


図 10 同期データ転送クラス方式における伝送遅延

Fig. 10 Delay of RSVP data by synchronous data transmission class method.

間は $5000 + 54.5 \times 11 - 40 \times 11 = 5159.5 \mu\text{s}$ となる。その結果、スループットが $100 \text{ Mbps} \times 4400.5 / (4400.5 + 5159.5) = 46.0 \text{ Mbps}$ となる。

図 10 (a), (b) は、同期データ転送クラス方式の集中負荷モデル、および平均分散モデルにおける伝送遅延を表している。いずれのモデルにおいても、RSVP データと非 RSVP データの合計が 90 Mbps 程度までは、伝送遅延時間が約 0.5 ms 以下で緩やかに長くなるが、それ以上になると急激に伝送遅延時間が長くなることわかる。集中負荷モデルでは、RSVP データが廃棄されない状況では、平均伝送遅延時間は最大でも約 12 ms となり、RSVP データが廃棄される状況では約 23 ms となる。均等混在モデルでは、RSVP データが廃棄されない状況では、平均伝送遅延時間は最大でも約 41 ms となり、RSVP データが廃棄される状況では約 145 ms となる。図 10 (a) では、集中負荷モデルにおける伝送遅延を示す。平均分散モデルでは、RSVP データと非 RSVP データの合計が 100 Mbps

以上になると、RSVP データの廃棄が発生し、平均伝送遅延時間が 370~1300 ms となる。なお、RSVP データが廃棄される状況における平均伝送遅延時間は、RSVP データ送信キューに送信データを入れてから取り出すまでの時間に比例するため、キュー長が長くなるほど平均伝送遅延時間が長くなる。特に、平均分散モデルでは、RSVP データ送信キューは全ステーションに存在するため、系全体における RSVP データ送信キューは集中負荷モデルの 11 倍となり、平均伝送遅延時間もその分長くなっていると思われる。

5.3 評価

表 2 は、以上の評価結果をまとめたものである。いずれの方式においても RSVP データと非 RSVP データの合計が 100 Mbps 以下の通常状態においては、予約された RSVP データのサービス品質（スループット、伝送遅延）を保証することが可能である。しかし、合計が 100 Mbps を超えるような過負荷状態では、非同期プライオリティ方式にはスループットの低下は見

表 2 評価結果

Table 2 Evaluation results.

提案方式と 評価モデル	非同期プライオリティ方式			同期データ転送クラス方式		
	集中負荷	均等混在	平均分散	集中負荷	均等混在	平均分散
通常状態	発生した RSVP データは すべて送信される			発生した RSVP データは すべて送信される		
過負荷状態	【最小閾値を適用した効果】 予約帯域*を超えて 発生した RSVP データは 廃棄される			【データ長 L に起因する効果】 予約帯域*を超えて 発生した RSVP データは 一部廃棄される		

* 予約帯域: 最大 RSVP 帯域 (50 Mbps)

られないが、同期データ転送クラス方式には、データ長 L に比例するデータ送信時間 T_{tx} との関係で、約 7% 程度のスループットの低下が起きる場合がある。つまり、RSVP を FDDI へ適用する方式としては、必ず予約した帯域が確保される非同期プライオリティ方式が望ましい。

一方、非同期プライオリティ方式においては、集中負荷モデルと均等混在モデルでは、非 RSVP データに対する閾値 $T_{Pri}(Low)$ の値を式 (1) で求められる値より小さくできる。しかし、RSVP 送信局が、予約した帯域を超えて RSVP データを送信しないことが保証される場合は、最小な閾値を求める必要はなく、式 (1) で与えられる閾値を使用してもサービス品質を保証することは可能である。

6. まとめ

本論文では、RSVP を FDDI ネットワークへ適用する方法について考察し、非同期クラスのプライオリティ機構において、高プライオリティに RSVP データ、低プライオリティに非 RSVP データを適用する方式（非同期プライオリティ方式）と、同期/非同期のデータ転送クラスにおいて、同期クラスに RSVP データ、非同期クラスに非 RSVP データを適用する方式（同期データ転送クラス方式）について提案した。さらに、同期データ転送クラス方式においては、SMT の SBA プロトコルを RSVP 対応に拡張して、RSVP データ帯域を動的に配分することを提案した。また、上記 2 方式における通信特性を明らかにするためのシミュレーション評価を行い、過負荷状態においても必ず予約した帯域が確保される非同期プライオリティ方式の方が、通信特性が優れていることを明らかにした。なお、本結果は、様々な FDDI システム（バックボーンシステムやフロントエンドシステム）に適用することが可能である。

今後、上記評価結果をふまえ、非同期プライオリティ方式における RSVP データ帯域の動的管理機構につ

いて検討するとともに、非 RSVP データの通信特性について評価を行う。また、Guaranteed Service 等のサービス品質対応の検討や、様々な LAN における RSVP の適用方式との比較・検討を行う予定である。

参考文献

- 1) Shenker, S., et al.: Specification of Guaranteed Quality of Service, Internet Draft, draft-ietf-intserv-guaranteed-svc-06.txt (Aug. 1996).
- 2) Wroclawski, J.: Specification of Controlled-Load Network Element Service, Internet Draft, draft-ietf-intserv-ctrl-load-svc-04.txt (Nov. 1996).
- 3) Shenker, S., et al.: Specification of Predictive Quality of Service, Internet Draft, draft-ietf-intserv-predictive-svc-01.txt (Nov. 1995).
- 4) Shenker, S., et al.: Specification of Controlled Delay Quality of Service, Internet Draft, draft-ietf-intserv-controlled-del-svc-02.txt (Nov. 1995).
- 5) Zhang, L., et al.: RSVP: A New Resource ReSerVation Protocol, *IEEE Network Magazine*, Vol.7, No.5 (1993).
- 6) Braden, R., et al.: Resource ReSerVation Protocol (RSVP)-Version 1, Functional Specification, Internet Draft, draft-rsvp-spec-14.txt (Nov. 1996).
- 7) Berson, S.: IP Integrated Services with RSVP over ATM, Internet Draft, draft-ietf-issll-atm-support-02.txt (Nov. 1996).
- 8) IEEE Standards for Local and Metropolitan Area Networks: Token Ring Access Method and Physical Layer Specification, IEEE Std 802.5 (1995).
- 9) Ghanwani, A., et al.: Integrated Services over Token Ring Networks, Internet Draft, draft-ghanwani-istr-00.txt (Jun. 1996).
- 10) Grow, R.: A Timed Token Protocol for Local Area Networks, *Proc. Electro '82*, Paper 17/3 (May 1982).
- 11) Dykeman, D., et al.: Analysis and Timing

of the FDDI Media Access Control Protocol, *IEEE Selected Areas in Commun.*, Vol.6, No.6, pp.997-1010 (1988).

- 12) Jayasumana, A., et al.: Performance of Fiber Distributed Data Interface Network for Multiple Classes of Traffic, *Proc. IEE*, Vol.137, Pt.E, No.5, pp.401-408 (1990).
- 13) Valenzano, A., et al.: On The Behavior of Control Token Protocols with Asynchronous and Synchronous Traffic, *Proc. IEEE INFOCOM'89*, pp.348-355 (Apr. 1989).
- 14) Werahera, P., et al.: Fiber Distributed Data Interface: Throughput Evaluation with Multiple Classes of Traffic, *IEEE Trans. Commun.*, Vol.42, No.2/3/4, pp.499-510 (1994).
- 15) Fiber Distributed Data Interface(FDDI)-Part 2: Token Ring Media Access Control(MAC), ISO/IEC 9314-2 (1989).
- 16) Fiber Distributed Data Interface(FDDI)-Part 6: Station Management(SMT), Draft Proposed American National Standard, ISO/IEC 9314-6 (1993).
- 17) Sevcik, K., et al.: Cycle Time Properties of the FDDI Token Ring Protocol, *IEEE Trans. Software Eng.*, Vol.SE-13, No.3, pp.376-385 (1987).
- 18) Johnson, M.: Proof that Timing Requirements of the FDDI Token Ring Protocol are Satisfied, *IEEE Trans. Commun.*, Vol.COM-35, No.6, pp.620-625 (1987).

(平成 9 年 3 月 13 日受付)

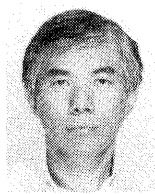
(平成 10 年 1 月 16 日採録)



馬場 義昌 (正会員)

1984 年慶応義塾大学工学部計測工学科卒業。1986 年同大学院修士課程修了。同年三菱電機(株)入社。以来、LAN, インターネット, ネットワークセキュリティ等の研究開発

に従事。現在、同社情報技術総合研究所に勤務。



厚井 裕司 (正会員)

1970 年東京理科大学理学部応用物理学科卒業。同年三菱電機(株)入社。以来、ネットワークアーキテクチャ, LAN, ネットワークセキュリティ等の研究開発に従事。現在、同社情報技術総合研究所に勤務。電子情報通信学会会員。



藤井 照子 (正会員)

1988 年群馬大学工学部情報工学科卒業。同年三菱電機(株)入社。以来、LAN の通信方式, ネットワークセキュリティ等の研究開発に従事。現在、同社情報技術総合研究所に勤務。電子情報通信学会会員。



井手口 哲夫 (正会員)

1972 年電気通信大学電気通信学部通信工学科卒業。同年三菱電機(株)入社。以来、ネットワークアーキテクチャ, LAN, ネットワーク管理方式, 通信プロトコル設計等の研究開発に従事。現在、同社情報技術総合研究所に勤務。工学博士。電子情報通信学会会員。



妹尾 尚一郎 (正会員)

1981 年東京工業大学理学部応用物理学科卒業。1983 年同大学院修士課程修了。同年三菱電機(株)入社。以来、LAN, インターネット技術, ネットワークセキュリティ, 電子メール等の研究開発に従事。現在、同社情報技術総合研究所に勤務。



矢部 正行 (正会員)

1967 年大阪大学工学部電子工学科卒業。1969 年同大学院修士課程修了。同年三菱電機(株)入社。以来、パケット交換技術, 高速パケット交換技術, LAN/WAN 構成技術等の研究開発に従事。現在、同社情報技術総合研究所に勤務。電子情報通信学会会員。