

ネットワークのトラヒック状態に応じた動的制御により通信品質を向上させる適応型ルータに関する研究

山岡 克式 文部省メディア教育開発センタ - 助教授

1 まえがき

インターネットなどのようなベストエフォート型通信では、十分な帯域割り当てがなされないままに不特定多数の通信が発生するため、結果として相互に通信品質に悪影響を及ぼし合うことになる。一方、ネットワーク規模は大規模化してきており、全てのルータを集中的に制御する事は不可能であり、ルータが自律分散制御されている環境におけるネットワークの有効な制御法を検討する必要がある。

そこで本研究では、まず、自分の収集したトラフィック情報に応じて、ユーザーの関与しないところで制御を行う適応型ルータを提案する。そして、適応型ルータ上で行う制御方式として、ゲーム理論、優先制御、可変長パケットシェーピング、適応プロトコル中継の4方式について検討したが、紙面の都合により本稿では、優先制御による適応型ルータの制御について解析により有効性を確認した結果を述べる。

2 適応型ルータと優先制御

本章では、適応型ルータの概念について述べ、適応型ルータで用いる優先制御について述べる。

2.1 適応型ルータの概念

適応型ルータとは、ネットワークの状況を観測して、ネットワークの効率運用を目的とした適応制御を、ユーザーの要求に関係なく、ルータ自身がリアルタイムかつ動的に行うルータである。ルータがユーザーの意思とは無関係に制御を行うため、制御を行うことにより、ある特定のユーザーだけが不利益を被ることはあまり好ましくない。この観点から、本稿では、適応型ルータで動作可能な制御方式の一つとして、プロトコル動作後の実効値から見た優先制御を述べる。

2.2 適応型ルータにおける優先制御

通信の悪影響の及ぼし合いを減少させる方法として、ネットワーク中継機器などで優先制御を行う方法が考えられる。現在までに、優先制御については、遅延に厳しい通信品質を要求される通信に対する優先制御手法[1]や、棄却率に厳しい通信品質を要求される通信に対する優先制御手法[2]。他にも様々な要求に応じるために研究が行われている[3]。しかし、これらの研究では、いずれも高優先権を持つ通信に対して要求を満たすように設計し、低優先権を持つ通信に対しては、優先制御を行うことで特性低下を容認することを前提としている。

一般に、保存則が成り立つため[4] 特定の通信を優先することにより他の通信特性が低下するのは当然の結果である。しかし、プロトコルの動作に着目してユーザーの視点から送信量の実効値を見たとき、必ずしも保存則が成り立たない場合が存在する。この点に着目し、本研究では優先制御によるネットワーク効率向上の条件を導出する。

一般に、現在考えられているルータなどのネットワーク中継機器における優先制御では、高優先権を持つ通信のスループットは向上するが、低優先権を持つ通信のスループットは低下してしまう[1][2]。このような優先制御をネットワーク側で勝手に行うと、低優先権を割り当てられた通信は不利益を被ることになり、不特定多数の通信が混在する環境では好ましくない。

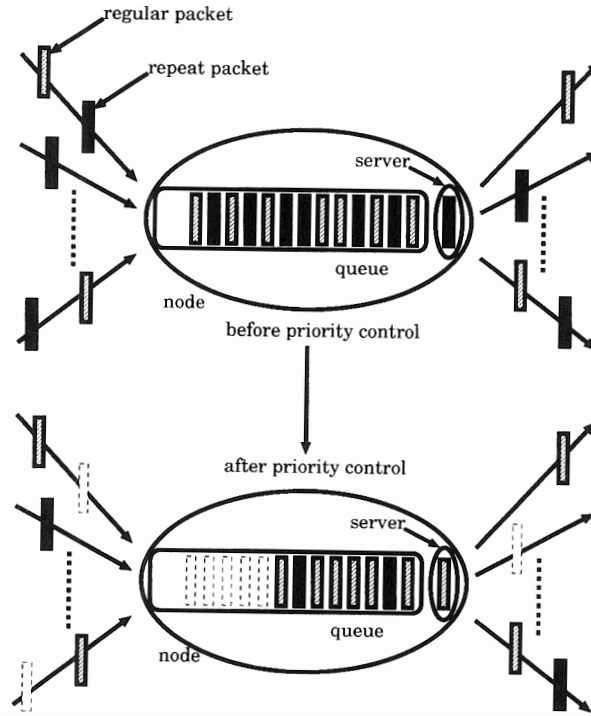


図1 優先制御による効果

しかし、プロトコルの動作に着目してユーザーの視点から送信量の実効値を見たとき、通信状況に応じて中継ルータで優先制御を行うことにより、図1のように、タイムアウトして廃棄されるパケットの割合を減少させることが可能であるため、結果として、両優先クラスのスループットが向上するような優先制御を考えることができる [5][6]。このような優先制御は、いずれの通信に対しても悪影響を及ぼさないため、適応型ルータで行う制御に適している。そこで、優先・被優先両クラスの遅延が減少するという制約条件のもとで、遅延の和が最小になる優先制御について検討する。具体的には、適応型ルータが観測したネットワーク情報から、式(1)の条件が成り立つ場合にのみ優先制御を行う。

$$\begin{cases} T_j \geq T'_j & \text{for all } j \\ \min_{P_j} \sum T'_j \\ P_j = \text{High or Low} \end{cases} \quad (1)$$

ただし

- T_j ...優先制御を行わない場合の通信jの遅延
- T'_j ...優先制御を行う場合の通信jの遅延
- P_j ...通信jの優先制御の状態

とする。

本稿では、このような優先制御を行う準備段階として、1リンクを共有する2つの通信を対象とした解析モデルを用いて $j=2$ の場合について解析を行い、どのような条件下において優先制御を行えばよいかを検討する

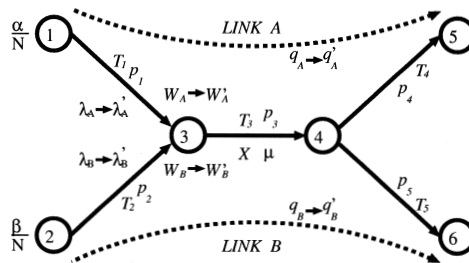


図2 解析モデル

表1 変数（その1）

変数	説明
α, β	ノード1,2から送られる単位時間あたりの平均データ量 (byte/s)
N_L	パケットの平均サイズ (byte)
p_l	各ノード間の伝送誤り率
T_l	各ノード間の伝搬遅延 (s)
μ	ノード3における平均処理率 (個/s)
X	ノード3における平均伝送遅延 (s)
T	タイムアウトする時間の閾値 (s)

表2 変数（その2）

変数	説明
λ_i	通信iのノード3における到着率 (個/s)
q_i	通信iのタイムアウト発生確率
W_i	通信iの平均待ち行列遅延 (s)

3 準備

3.1 解析モデル

発着点の異なる2通信が同一方向の1リンクのみ経路を共有している場合を考える。この時、図2に示すようにリンク3-4を共有リンクとし、他のリンク1-3,2-3,4-5,4-6をそれぞれ複数段のリンクを仮想的に1リンクとして扱うことにより、一般の通信路をモデル化する。

2つの通信A,Bはそれぞれ経路1-3-4-5,2-3-4-6をとる。それぞれ発信点をノード1,2、着信点をノード5,6とする。このとき、ノード1,2から発信されたパケットはノード3で合流する。ノード3は共有リンク3-4に対してHigh,Low2クラスの優先バッファを持つ。優先バッファはそれぞれFIFO制御を行い、高優先クラスは低優先クラスに対して非割り込み優先権を持つ。ノード4に到着したパケットは分離され、それぞれの着信点に向かう。また、タイムアウトが発生した場合はそのパケットは廃棄され、発信点に対して再送要求が行われる。

モデルの対称性より、本解析では以後、優先制御を行う場合は常に通信Aに高優先権を与えることとする。この通信モデルに対して、通信状況を観測することによりあらかじめ与えられる変数を表1に定義する。また、これらから導出される変数を表2に定義する。

表2の変数は優先制御を行うと値が変化するため、優先制御を行う場合は「 $\cdot$ 」を付ける。また、優先制御を行わない場合は $W_A=W_B$ が成り立つので、これらを以後 W と置く。

3.2 仮定

解析にあたって簡単のために以下のような仮定を置く。

- プロトコルとしてGo-back-N方式を採用する。また、ウィンドウサイズ N は ∞ とする。
- ノード3では、通信A、Bそれぞれについてパケットの到着はポアソン分布、処理は指数分布に従うものとし、M/M/1モデルで近似する。
- 到着率が処理率を越える場合は解析の対象外とする。
- タイムアウトは、発信点を出発してからの経過遅延時間が許容遅延時間を超えた場合のみを対象とする。
- 再送要求は優先的に伝送され、伝搬遅延のみ必要とする。
- ノード4における待ち行列遅延と伝送遅延は伝搬遅延 T_4, T_5 に含まれるとする

4 理論解析

本章ではルータにおける待ち時間を理論的に解析する。

4.1 タイムアウト発生確率の導出

最初にパケットのタイムアウト発生確率を導出する。発信点からパケットが送られて着信点に到着するまでの時間は、ノード3で生じる待ち行列遅延を w 、各リンクの伝搬遅延の和を $\sum T_k$ とおくと、式(2)で表わすことができる。

$$\sum T_k + w + X \quad (2)$$

この値が T を上回るとタイムアウトが発生する。したがって、式

$$T - \sum T_k - X < w \quad (3)$$

が成立する確率がタイムアウト発生確率となる。ゆえに、待ち行列遅延 w の確率分布よりタイムアウトする確率を求めることができる。一般に優先制御を行わない場合、 λ が到着率、 μ が処理率であるとき、待ち行列遅延 w が t より大きくなる確率は式(4)で表される。

$$P(w > t) = \frac{\lambda}{\mu} e^{(\lambda - \mu)t} \quad (4)$$

これより、優先制御を行わない場合、通信A,Bのタイムアウト発生確率 q_A, q_B はそれぞれ式(5)(6)となる。

$$\begin{cases} q_A = \frac{\lambda_A + \lambda_B}{\mu} e^{(\lambda_A + \lambda_B - \mu)t_A} \\ t_A = T - T_1 - T_3 - T_4 - X \end{cases} \quad (5)$$

一方、優先制御を行う場合、一般に、クラス r の優先度($1 \leq r \leq p$) (数字が小さいほど高い優先度)を持つパケットの待ち行列遅延の確率密度関数は、ラプラス変換をした式(7)のように与えられている[7]

$$\begin{cases} W_r^*(s) = \frac{(1 - \sum_{i=1}^p \rho_i) \hat{s}_{r-1} + \sum_{i=r+1}^p \lambda_i [1 - H^*(\hat{s}_{r-1})]}{s - \lambda_r [1 - H^*(\hat{s}_{r-1})]} \\ H^*(s) = \frac{\mu}{\mu + s} \\ \hat{s}_{r-1} = \frac{s + \Lambda_{r-1} - \mu + \sqrt{(s + \mu + \Lambda_{r-1})^2 - 4\Lambda_{r-1}}}{2} \\ \Lambda_r = \sum_{i=1}^r \lambda_i = \lambda_1 + \lambda_2 + \dots + \lambda_r \end{cases} \quad (7)$$

ただし $r = p$ のときは第1式の分子の第2項は無視する。式(7)の第1式を s で割ってラプラス逆変換することにより、待ち行列遅延の確率分布関数を導出することができる。

本稿は2クラスの場合について検討するので、高優先権クラス($r=1$)と低優先権クラス($r=2$)について考える。高優先権クラスの場合、ラプラス逆変換により、タイムアウト発生確率は式(8)のように求まる。

$$\begin{cases} q'_A = \frac{\lambda'_A + \lambda'_B}{\mu} e^{(\lambda'_A - \mu)t'_A} \\ t'_A = T - T_1 - T_3 - T_4 - X \end{cases} \quad (8)$$

低優先権クラスの場合、ラプラス逆変換が困難であるため、今回は、数値近似によるラプラス逆変換の手法であるJagermanの手法[8]を用いて確率分布関数を求めることにする。入力するLaplace変換を $F(s)$ と置き、求めたい $F(s)$ のLaplace逆変換を $f(t)$ と書くとき、Jagermanの手法は $f(t)$ の近似 $\sigma_n(t)$ を計算する。

自然数 n に対して $0 < r < 1$ および $q > n$ を満たす素数 q を定め、以下の3つの式から $\sigma_n(t)$ を計算する。

$$\begin{cases} e_q(x) = e^{i\frac{2\pi x}{q}} \\ f_n(t) \simeq \frac{n+1}{tqr^n} \sum_{j=1}^q e_q(-nj) F\left(\frac{n+1}{t} [1 - re_q(j)]\right) \\ \sigma_n(t) = \left(2 + \frac{1}{n}\right) f_{2n}(t) - \left(1 + \frac{1}{n}\right) f_n(t) \end{cases} \quad (9)$$

(ただしは虚数単位である)計算を行うに当たって、用いるパラメータは以下の通りである。

	r	q
n=50	0.83	127
n=100	0.91	251

Jagermanの手法によって得られた、待ち行列遅延が t を超える確率を $W(t, \lambda'_A, \lambda'_B, \mu)$ とおくと、

$$\begin{cases} q'_B = W(t'_B, \lambda'_A, \lambda'_B, \mu) \\ t'_B = T - T_2 - T_3 - T_5 - X \end{cases} \quad (10)$$

と表すことができる。

4.2 再送を含めた到着率の導出

Go-back-Nで1パケットを送信完了するまでに必要なパケット数の期待値 γ は、 L を1往復遅延時間、 P を送信誤りの確率とすると、式(11)で表すことができる。

$$\gamma \simeq \frac{1 + LP}{1 - P} \quad (11)$$

まず、優先制御を行わない場合の通信Aについて考える。1パケットを送信完了するまでに必要なパケット数の期待値 γ は、確率の2乗和を無視することで、式(11)の送信誤り率を伝送誤り率とタイムアウト発生確率の和に置き換えたもので、

$$\gamma \simeq \frac{1 + L_A(p_1 + p_3 + p_4 + q_A)}{1 - (p_1 + p_3 + p_4 + q_A)} \quad (12)$$

となる。また、 L_A は1往復遅延時間に送信されるパケット数の期待値であるので、 L_A は通信Aの単位時間あたりの平均パケット数 α/N に1往復遅延時間を乗じた値となる。1往復遅延時間は $2T_1 + 2T_3 + 2T_4 + W + X$ と表わすことができるので L_A は式(13)で表される。

$$L_A = \frac{\alpha}{N_L} \times (2T_1 + 2T_3 + 2T_4 + X + W) \quad (13)$$

ただし、

$$W = \frac{\lambda_A + \lambda_B}{\mu(\mu - \lambda_A - \lambda_B)} \quad (14)$$

となる。

ここで、通信Aは単位時間あたりに α/N 個パケットを送るため、単位時間あたりにノード1からノード3へ届くパケット数 λ_A は式(15)で表わすことができる。

$$\lambda_A = \frac{\alpha}{N_L} \times \frac{1 + L_A(p_1 + p_3 + p_4 + q_A)}{1 - (p_1 + p_3 + p_4 + q_A)} \quad (15)$$

同様にして通信Bは式(16)で表される。

$$\begin{cases} \lambda_B = \frac{\beta}{N_L} \times \frac{1 + L_B(p_2 + p_3 + p_5 + q_B)}{1 - (p_2 + p_3 + p_5 + q_B)} \\ L_B = \frac{\beta}{N_L} \times (2T_2 + 2T_3 + 2T_5 + W + X) \end{cases} \quad (16)$$

優先制御を行う場合も、タイムアウト発生確率と平均待ち行列遅延以外は同様になるため、式(17)、(18)のように表すことができる。

$$\begin{cases} \lambda'_A = \frac{\beta}{N_L} \times \frac{1 + L'_A(p_1 + p_3 + p_4 + q'_A)}{1 - (p_1 + p_3 + p_4 + q'_A)} \\ L'_A = \frac{\beta}{N_L} \times (2T_1 + 2T_3 + 2T_4 + W'_A + X) \\ W'_A = \frac{\lambda'_A + \lambda'_B}{\mu(\mu - \lambda'_A)} \end{cases} \quad (17)$$

$$\begin{cases} \lambda'_B = \frac{\beta}{N_L} \times \frac{1 + L'_B(p_2 + p_3 + p_5 + q'_B)}{1 - (p_2 + p_3 + p_5 + q'_B)} \\ L'_B = \frac{\beta}{N_L} \times (2T_2 + 2T_3 + 2T_5 + W'_B + X) \\ W'_B = \frac{\lambda'_A + \lambda'_B}{(\mu - \lambda'_A)(\mu - \lambda'_A - \lambda'_B)} \end{cases} \quad (18)$$

以上の式から、ノード3における、再送パケットも含めた通信A及びBのパケット到着率を導出する。優先制御を行わない場合は、式(5)、(6)、(13)～(16)を連立方程式として解くことにより、到着率 λ_A, λ_B を求め、また、これらから $W(=W_A=W_B)$ を求めることができる。一方、優先制御を行う場合は、式(8)～(10)、(17)、(18)を連立方程式として解くことにより、到着率 λ'_A, λ'_B を求め、また、これらから W'_A, W'_B を求めることができる。

適応型ルータは、自らが観測するネットワーク状況から得られた表1の変数を、式(5)～(18)に代入することで平均待ち行列遅延を求め、その結果が式(1)を満たす場合にのみ優先制御を行う。

本章では、実際に数値を代入して平均待ち行列遅延を計算し、式(1)を満たす条件について数値解析を行う。

5 数値解析

本章では、理論解析で得られた式に数値を代入し、平均待ち行列遅延について考察を行う。

共通回線の帯域を1Mbps, $N_L = 1\text{k}(\text{byte})$, $\alpha = 20\text{k}(\text{byte/s})$, $\beta = 20\text{k}(\text{byte/s})$, $T_1 = T_4 = 100(\text{ms})$, $T_3 = 1(\text{ms})$, $T_2 = T_5 = 10(\text{ms})$, $p_i = 0.001$ としたときの、ノード3における平均待ち行列遅延は図3ようになる。閾値が小さくなると再送が多くなり到着率が処理率を上回ってしまっており本稿の扱う範囲外となるためグラフを打ち切っている。図8より、閾値T(threshold)の値が $227(\text{ms}) < T < 234(\text{ms})$ のとき、 $W'_A < W$ かつ $W'_B < W$ となり、両優先クラスともに優先制御を行わない場合よりも、優先制御を行う場合の方が平均待ち行列遅延が短くなることわかる。次に、送信データ量を増減させた場合について考察する。

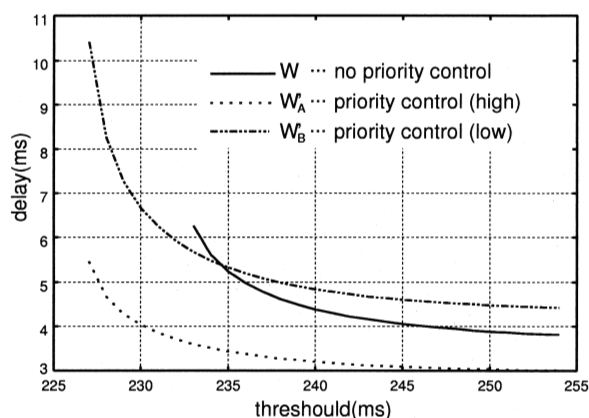


図3 共通回線1Mbps, $\alpha = \beta = 20k$ の場合

図4は $\alpha = \beta = 10k$ (byte/s),他は同条件としたときの、ノード3における平均待ち行列遅延のグラフである。この場合は、 $W'_A < W$ かつ $W'_B < W$ となる場合が存在しない。これは、単位時間あたりに送信されるデータの量が少ないため、待ち行列での待ち時間が短くなり、タイムアウトが発生しにくくなるためである。このような場合、適応型ルータは優先制御を行わない。

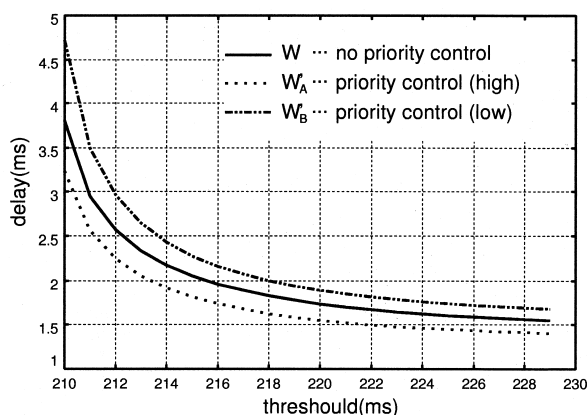


図4 共通回線1Mbps, $\alpha = \beta = 10k$ の場合

図5は同様に $\alpha = \beta = 30k$ (byte/s)としたときの、ノード3における平均待ち行列遅延のグラフである。この場合は、閾値Tの値が $243(ms) < T < 264(ms)$ のとき、 $W'_A < W$ かつ $W'_B < W$ となり、両優先クラスともに優先制御を行わない場合よりも、優先制御を行う場合の方が平均待ち行列遅延が短くなることがわかり、また図3の場合に比べ判定条件の適用領域が広い。

続いて、共通回線の帯域を大きくした場合について考察する。

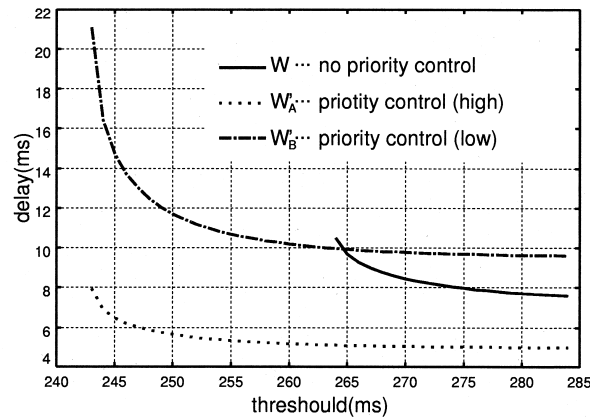


図5 共通回線1Mbps, $\alpha = \beta = 30k$ の場合

図6は共通回線の帯域を10Mbps、他は図3と同条件としたときの、ノード3における平均待ち行列遅延のグラフである。この場合は、 $W'_A < W$ かつ $W'_B < W$ となる場合が存在しない。これは、共通回線の帯域が大きいため、タイムアウトが発生しにくくなるためだと考えられる

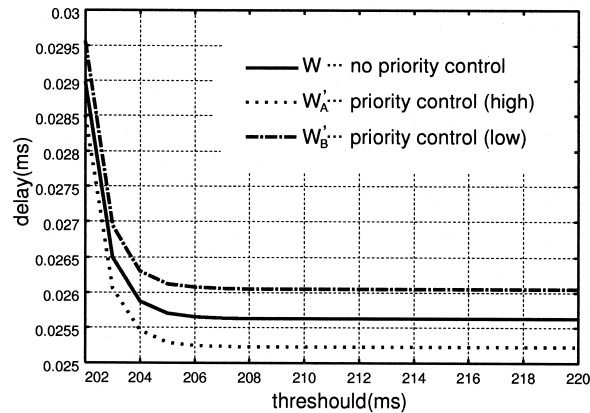


図6 共通回線10Mbps, $\alpha = \beta = 20k$ の場合

以上より、単位時間あたりに送信されるデータ量が多く、共通回線の帯域が低い場合に優先制御を行うことにより、両優先クラスのスループットを同時に向上する優先制御を行うことが可能となる。

6 まとめ

ネットワークの状況に応じて、ユーザーの要求とは無関係に自律的に制御を行う適応型ルータを提案し、特に本稿では、適応型ルータで行われる制御の一つとして、優先・非優先両クラスのデータ転送スループットを向上させる優先制御について述べた。そして、中継ノードでの平均待ち行列遅延について2通信の場合に関して理論解析を行い、これを用いて制御を行う判定基準を定めた。さらに、数値例を用いて解析を行い、その結果、ネットワーク状況によっては、両クラスの平均待ち行列遅延が優先制御を行うことで向上することがわかった。

優先制御による適応型ルータ制御における今後の課題としては、以下が挙げられ、今後はこれらを検討すると同時にインターネットで用いるための実装を行う。

1. 複数通信の場合に関する解析。
2. 到着率が処理率を上回る場合の解析。
3. 着信点に一定時間以上パケットが到着しなかった場合に発生するタイムアウトなど、タイムアウト発生条件が異なる場合の解析。
4. タイムアウト閾値の動的変更と組み合わせた制御方式の検討。

参考文献

- [1] 高城衛,木村成伴,海老原義彦 ” パケットの優先度を考慮した出力ポート別入力キュー付きパケットスイッチの改良 ” 信学技報,SSE97-13,IN97-13(1997-04)
- [2] 西野嘉之,萬代雅希,塩川茂樹,笹瀬巖 ” 2種類の優先権を考慮したバッチャ網によるノックアウトパケットスイッチ ” 信学論(B),vol.J82-B,No.2,pp.225-235,Feb.1999.
- [3] 齊藤謙,中村負利,妹尾尚一郎,井手口哲夫 ” ルータにおける優先制御に関する考察 ” 信学技報,SSE98-27(1998-05)
- [4] Leonard Kleinrock “ QUEUEING SYSTEMS ” Wiley-Interscience(1975)
- [5] 山岡克式、國廣健太郎、酒井善則 “ ARQプロトコルの優先制御によるデータ転送スループットの向上 “ 信学98ソ大,B-7-61(1998)
- [6] 加藤邦弘、山岡克式、酒井善則 “ 優先度を持つ複数ARQコネクションの遅延解析 ” 信学99総大,B-7-38(1999)
- [7] 藤木正也、雁部穎一 共著 “ 通信トラヒック理論 ” 丸善株式会社 (1980)
- [8] D.L.Jagerman “ An Inversion Technique for the Laplace Tranceform ” The Bell Technical Journal,vol.61,No.8,pp.1995 ~ 2002(1982)
- [9] Dimitri Bertsekas,Robert Gallager 共著 “ データネットワーク ” オーム社 (1990)

< 発 表 資 料 >

題 名	掲載誌・学会名等	発表年月
ゲ - ム理論を用いたコネクション型パケット通信制御法	電子情報通信学会論文誌B	1999年4月
Connection Oriented Pocket Communication Control Method based on Game Theory	Proc.of IEEE ICC'99	1999年6月
画像を考慮した多重映像伝送における最適帯域割り当て法の検討	電子情報通信学会1999年ソサイエティ大会	1999年9月
動画像のマルチチャネル通信における適応QoS制御方式	電子情報通信学会技術報告	1999年9月
優先・非優先両クラスのスループットを同時に向上させる適応型ルータに関する研究	電子情報通信学会技術報告	1999年12月
動画像のマルチチャネル通信における動的帯域割り当て方式	電子情報通信学会技術報告	1999年12月
メディア伝送における許容遅延を考慮した適応プロトコル中継方式に関する検討	電子情報通信学会技術報告	2000年3月
優先制御による優先・非優先両クラスの遅延同時減少条件	電子情報通信学会2000年総合大会	2000年3月
ネットワーク品質を保護するリアルタイム通信制御	電子情報通信学会2000年総合大会	2000年3月
伝送スケジュールに沿った複数動画像伝送に伴う帯域ロス	電子情報通信学会2000年総合大会	2000年3月
メディア伝送における許容遅延を考慮した適応プロトコル中継方式に関する検討	電子情報通信学会2000年総合大会	2000年3月