

研究速報

バースト長を考慮した確定的な end-to-end パケット遅延上界

久保奈津美[†] 中川 健治^{††a)} (正員)

Deterministic End-to-End Delay Bounds of Packets Considering Burst Length

Natsumi KUBO[†], *Nonmember* and Kenji NAKAGAWA^{††a)}, *Member*[†](株)フジシステムズ, 横浜市

FUJI SYSTEMS, INC., 2-10-36 Kitasaiwai, Nishi-ku, Yokohama-shi, 200-0004 Japan

^{††}長岡技術科学大学・電気系, 長岡市

Department of Electrical Engineering, Nagaoka University of Technology, 1603-1 Kamitomioka, Nagaoka-shi, 940-2188 Japan

a) E-mail: nakagawa@nagaokaut.ac.jp

あらまし ネットワークにおけるパケットの end-to-end 確定的遅延に対する上界について考察する。確定的遅延上界の研究として中村 [1], Kim [2], Cruz [6], Jiang [7] 等がある。本研究では, 多重フローの入力リンク容量がターゲットフローの入力リンク容量より小さいネットワークについて考える。そして, ターゲットフローの最大バースト長が多重フローの最大バースト長より短い場合, 提案する上界が中村 [1] による上界より精度良い上界が得られることを示す。

キーワード 確定的遅延上界, DiffServ, トークンパケット, LR サーバ

1. ま え が き

近年, IP 電話や遠隔会議などの音声・画像を利用したリアルタイム通信が増加している。リアルタイム通信の普及により, 遠隔地との交流が可能となった。しかし, ネットワークの遅延が大きくなると, 会話がスムーズにできなくなり満足なサービスが得られなくなる。そのため, 通信の品質 (Quality of Service) を保証するには, ネットワークの端末間の遅延を知ることが必要である。

QoS 制御とは, ネットワーク上である特定のフローのための帯域を確保し, 一定の通信速度を確実に保証する技術である。QoS 制御技術の代表的なものに, IntServ (Integrated Services) と DiffServ (Differentiated Services) がある。IntServ が個別フローに対する性能保証を行うのに対し, DiffServ は個別フローを複数の優先クラスに分類し, クラスごとにトラヒックの優先制御を行うものである。IntServ はフローごとに管理されるため厳格な QoS 保証を提供することが

できるが, フロー数が増加するとすべてのフローに対し帯域を確保するのが難しくなり, ネットワークの拡張に対応できないという問題点がある。一方 DiffServ は, 各フローへある程度の QoS 保証しかできないが, フロー数が増えても決まったクラスのみ管理すればよいので, ネットワークの拡張への対応が容易であるという利点がある。

end-to-end 確定的遅延上界導出法の従来の上界として, Cruz [6] による上界がある。Cruz [6] は, ノードにおける入力トラヒックと出力トラヒックの差からノードの最大キュー長を求め遅延上界を導出する方法を提案した。この方式は, パラメータの大小関係により導出式が変化するため, フロー数が多くなっていくと遅延上界の導出が複雑になってしまうという問題点がある。更に, フローごとの遅延上界導出法であり, DiffServ のようなクラス多重の場合に直接適用できない。

DiffServ 領域における end-to-end 確定的遅延上界導出法の従来の上界として, 中村 [1], Kim [2], Jiang [7] 等による上界がある。これらの上界は, とともにノードに入力するフローをターゲットフローと多重フローに分けて考えている。ここで, ターゲットフローとは end-to-end の遅延上界を求めるフローであり, 多重フローとはターゲットフローと多重化される同クラスのフローのことである。Kim [2] による上界では, 多重フローのバーストがターゲットフローに与える遅延は多重フローのエントリノードでのみで発生すると考えている。また, ターゲットフローに与えられる帯域が一番狭いノードのみでターゲットフローのバーストによる遅延が発生するという LR サーバ [3] の性質を利用している。これにより, Kim [2] による上界は Jiang [7] による上界より多くの場合で精度良い上界が得られている。中村 [1] による上界では, Kim [2] による上界に更に入力トラヒックのリンク容量を考慮し, Kim [2] による上界より精度の良い上界が得られるように改善されている。

本研究では, 中村 [1] による上界より精度良い端末間の確定的遅延上界を導出することを目的とする。そこで, 多重フローの入力リンク容量がターゲットフローの入力リンク容量より小さいネットワークについて考える。そして, ターゲットフローの最大バースト長が多重フローの最大バースト長より短い場合, 提案する上界が中村 [1] による上界より精度良い上界が得られることを示す。

本論文で考察する上記のモデルは、ターゲットフローが音声や画像等のリアルタイムメディアトラフィックであり、大容量で比較的 CBR (Constant Bit Rate) に近いバースト性の低いトラフィックである。また、多重フローは、ファイル転送等の比較的レートが低いトラフィックで TCP 等のウィンドウ制御によって発生する高いバースト性をもつ。リアルタイムメディアトラフィックはパケット遅延に対して厳しく、したがって遅延上界について上記のモデルを解析することが実用上重要である。

2. ネットワークモデル

2.1 トークンバケット法

確定的な遅延上界を導出するためには、ネットワークへ入力するフローを整形する必要がある。そのため本研究では、ネットワークへ入力する全フローにトークンバケット法を適用する。

トークンバケット法は、激しいふくそう状態を避けるために送信側のトラフィックの転送速度をあらかじめ制限するアルゴリズムである。トークンはレート ρ [bit/s] で生成されサイズ σ [Byte] のパケツに格納される。到着フローは、トークンを受け取らなければ通過することができない。この結果として、整形後のフローは平均レートが ρ [bit/s] 以下、最大バースト長が σ [Byte] 以下になる (図 1 参照)。

2.2 LR サーバ (Latency-Rate Server)

2.2.1 LR サーバの定義

あるサーバ S において割り当てレート R_i とは、フロー i に保証された出力レートのこととする。フローの平均到着レートが割り当てレート R_i 以上である区間をビジーピリオドという。 τ をサーバ S におけるフロー i の j 番目のビジーピリオドの開始時刻、 τ^* をビジーピリオド内に到着した最後のパケットがサーバ S を退去する時刻とする。区間 (τ, τ^*) に属する任意の時刻を t とし、区間 (τ, t) においてサーバ S によりフロー i に提供されるトータルサービス量を $W_{i,j}^S(\tau, t)$ とする。ある非負定数 C_i^S が存在して次の条件 (1) を満たすとき、サーバ S を LR (Latency-Rate) サーバという [3]。

$$W_{i,j}^S(\tau, t) \geq \max \{0, R_i(t - \tau - C_i^S)\} \quad (1)$$

この不等式を満たす非負定数 C_i^S の最小値をサーバの latency と定義し、 Θ_i^S と表す。式 (1) の右辺は、ビジーピリオド内でフロー i に要求されるサービスの下限を示す包括線を定義している (図 2 参照)。

2.3 解析するネットワークモデル

本研究で利用するネットワークは、DiffServ 領域を考える。DiffServ ネットワークに入力するすべてのトラフィックは、エッジルータにおいてレート無限大のトラフィックがトークンバケットによって整形される。また内部ルータは LR サーバであるとする。そして、同クラスの平均レートの和は、そのクラスに与えられた割り当てレート以下になるようにし、ターゲットフローと多重フローの平均レートは、それぞれの入力リンク容量以下とする。

3. 従来の上界

3.1 Kim [2] による上界

Kim [2] による上界は、ノードへ入力する複数のフローをターゲットフローと多重フローに分けて考えている。一つのターゲットフローと M 個の多重フローからなるフローのクラス l を考える。これら $M+1$ 個のフローはすべてトークンバケットによって整形されているとする。ターゲットフローのトークンバケットパラメータを (σ_0, ρ_0) とし、多重フローのトークンバケットパラメータを (σ_i, ρ_i) , $i = 1, \dots, M$, とする。

LR サーバが直列に K 個つながったネットワークにおいて、ターゲットフローの end-to-end の遅延 D_0 に

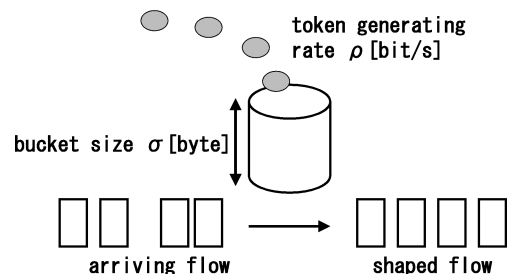


図 1 トークンバケット法によるフローの整形
Fig. 1 Shaping flow by token bucket algorithm.

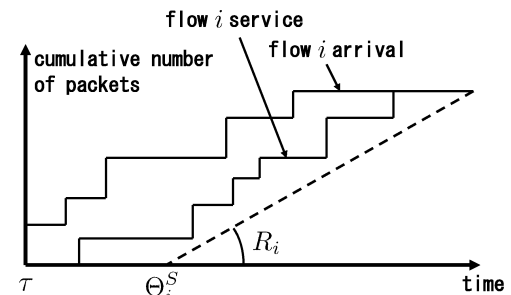


図 2 LR サーバの振舞い
Fig. 2 Behavior of LR server.

対する Kim [2] による上界は、表 1 に示す記号のもとで、次式で与えられる。

$$D_0 \leq \frac{\sigma_0}{g_0} + \sum_{k=1}^K \left(\Theta_l^k + \sum_{i \in F(k)} \frac{\sigma_i \cdot I_{\{k=n_i\}}}{B_i} \right) \quad (2)$$

ここで、 $g_0 = \min_{1 \leq k \leq K} \left(R_l^k - \sum_{i \in F(k)} \rho_i \right)$ であり、ターゲットフローの保証レートを表す。ターゲットフローに与えられる帯域が一番小さいノードのみでターゲットフローのバーストによる遅延が発生していると考えている。これは LR サーバの性質を利用したものである。

3.2 中村 [1] による上界

Kim による上界 (2) は、入トラヒックの上限が考慮されていない。つまり、ターゲットフローのバーストがレート無限大で到着していることになっている。実際のネットワークでは、バーストは入力リンク容量で抑えられる。Kim による上界 (2) が実測値と大きな差があるのは、入トラヒックの上限が考慮されていないのが原因だとして中村 [1] による上界が提案された。

ターゲットフローの入力リンク容量を C とし、ターゲットフロー (σ_0, ρ_0) の保証レートを $g_0 = \min_{1 \leq k \leq K} \left(R_l^k - \sum_{i \in F(k)} \rho_i \right)$ としたとき、直列に K 個つながった LR サーバにおけるターゲットフローの end-to-end の遅延 D_0 に対する中村 [1] による上界は次式で与えられる。

$$D_0 \leq \left(\frac{C - g_0}{C - \rho_0} \right) \left(\frac{\sigma_0}{g_0} \right) + \sum_{k=1}^K \left(\Theta_l^k + \sum_{i \in F(k)} \frac{\sigma_i \cdot I_{\{k=n_i\}}}{B_i} \right) \quad (3)$$

表 1 記号とその定義

Table 1 Symbols and their definitions.

記号	定義
K	ターゲットフローの end-to-end パス上のノード数
$F(k)$	ノード k でターゲットフローと多重化されるフローの集合 ($k = 1, 2, \dots, K$)
n_i	フロー i のエントリノード
R_l^k	ノード k でクラス l に与えられた分配帯域
Θ_l^k	ノード k でクラス l が受けるスケジューラによる待ち時間
B_i	フロー i の最大利用可能帯域
$I_{\{k=n_i\}}$	ノード k がフロー i のエントリノードであるとき 1、それ以外で 0 となる関数

4. 提案する上界

提案する上界では、多重フローの入力リンク容量がターゲットフローの入力リンク容量より小さいネットワークについて考え、更にターゲットフローのバースト長に注目する。

ターゲットフローの入力リンク容量を C 、多重フロー i の入力リンク容量を C_i とし、 $C/C_i = r > 1$ 、 $i = 1, \dots, M$ を仮定する。また、ターゲットフローのトークンバケットパラメータを (σ_0, ρ_0) とし、多重フロー i のトークンバケットパラメータを (σ_i, ρ_i) 、 $i = 1, \dots, M$ とする。ノード k でターゲットフローと多重化される多重フローの個数を $m(k) = |F(k)|$ 、 $k = 1, \dots, K$ とする。すべてのバケットのサイズは一定値 p [Byte] とし、バースト長 σ_0, σ_i 、 $i = 1, \dots, M$ は p の整数倍とする。すなわち、

$$\sigma_0 = s_0 p, \quad s_0 \text{ は整数} \quad (4)$$

$$\sigma_i = s_i p, \quad s_i \text{ は整数}, \quad i = 1, \dots, M \quad (5)$$

とする。

図 3 に提案する上界の考え方を示す。図 3 は (簡単のため $p = 1$ として) $r = 4$ 、 $m(k) = 1$ 、 $\sigma_0 = s_0 = 5$ 、 $\sigma_1 = s_1 = 3$ の例を示している。

多重フローの入力リンク容量がターゲットフローの入力リンク容量より小さい場合、多重フローのバーストにはすき間ができる。中村による上界 (3) では、多重フローのすべてのバーストを優先して処理している。そのためターゲットフローは、多重フローのすべてのバースト長分の遅延を受けると考えている。一方、提案する上界では、多重フローのバーストのすき間にターゲットフローのバーストが入り込むと考えている。そのため、図 3 のように多重化したときにターゲットフローのバースト長の方が短い場合、ターゲットフローに遅延を与えない多重フローのバケットが存在する。図 3 では、多重フローのバケット 3 がターゲット

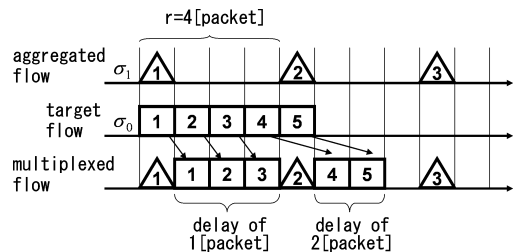


図 3 提案する上界の考え方

Fig. 3 The idea of proposed delay bound.

フローに遅延を与えない．中村による上界 (3) では，ターゲットフローのバースト長を考慮せず，すべての多重フローのバーストが遅延を与えると考えているため，無駄な遅延まで考慮されている．具体的には，フロー i のバーストを構成する s_i 個の packets の先頭の

$$\left\lceil \frac{s_0}{r - m(k)} \right\rceil \quad (6)$$

個の packets がターゲットフローの packets を遅延させる．ここで，記号 $\lceil x \rceil$ は実数 x の切上げ，すなわち， x 以上の整数のうち最小のものを表す．

図 3 の場合，

$$\left\lceil \frac{s_0}{r - m(k)} \right\rceil = \left\lceil \frac{5}{3} \right\rceil = 2 \quad (7)$$

となり，ターゲットフローが 2 packets 分の遅延を受けることを表している．一方，(3) では $\sigma_1 = 3$ packets 分の遅延を受けると考えているので，図 3 の考え方によると，より小さい遅延上界が得られる．

そこで，

$$\tilde{\sigma}_i \equiv \min \left(\sigma_i, \left\lceil \frac{s_0}{r - m(k)} \right\rceil p \right) \quad (8)$$

として，以下の新たな遅延上界を提案する．

$$D_0 \leq \left(\frac{C - g_0}{C - \rho_0} \right) \left(\frac{\sigma_0}{g_0} \right) + \sum_{k=1}^K \left(\Theta_l^k + \sum_{i \in F(k)} \frac{\tilde{\sigma}_i I_{\{k=n_i\}}}{B_i} \right) \quad (9)$$

(8) において

$$\sigma_i > \left\lceil \frac{s_0}{r - m(k)} \right\rceil p \quad (10)$$

が成り立つとき，(9) は従来の中村の上界 (3) よりも小さい上界となり，(10) が成り立たないとき (9) は中村の上界 (3) に一致する．すなわち，すべての場合において提案する上界 (9) は中村の上界 (3) よりも精度が良いかまたは等しい．

5. シミュレーション値及び従来の上界との比較

5.1 ネットワークモデル

図 4，図 5 に解析するネットワークトポロジを示す．各ノード N_1, \dots, N_K はパラメータ $(\Theta_l^i, R_l^i), \dots, (\Theta_r^i, R_r^i)$ をもつ LR サーバである．ここでは，ネットワークにおいてクラスが二つある場

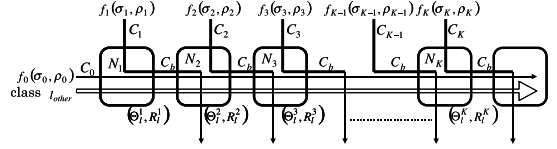


図 4 ネットワークトポロジ 1

Fig. 4 Network topology 1.

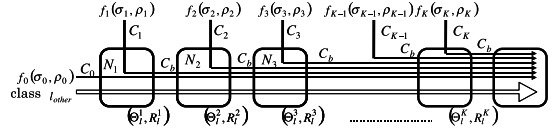


図 5 ネットワークトポロジ 2

Fig. 5 Network topology 2.

合を考える．一つはターゲットフロークラス l_{target} であり，もう一つのクラスはターゲットクラスではないクラス l_{other} とする．ターゲットフロークラス l_{target} はフロー f_0, f_1, \dots, f_K からなる． f_0 がターゲットフローで， f_1, \dots, f_K は多重フローである．これらのフローはすべてトークンバケット法により，パラメータ $(\sigma_0, \rho_0), (\sigma_1, \rho_1), \dots, (\sigma_K, \rho_K)$ で整形されている．ターゲットフローの各ノードへのアクセスリンクの容量は C_0 ，多重フローの各ノードへのアクセスリンクの容量を C_1, \dots, C_K ，ボトルネックリンクの容量は C_b とする．また，すべてのシミュレーションにおいて， B_i の値 (表 1) は $B_i = C_i, i = 1, \dots, K$ である．このとき，シミュレーション値と従来の上界 (2)，(3) 及び提案する上界 (9) の比較を行う．ここでシミュレーション値とは，ターゲットフロー f_0 の全 packets の最大遅延のことである．全クラスの全フローは時間的に同時にネットワークに流入する．また，シミュレーションには ns-2 [5] を用いた．

5.2 シミュレーション 1

シミュレーション 1 では，図 4 のネットワークトポロジ 1 において，多重フローの最大バースト長 σ_1, σ_2 を変化させたときのシミュレーション値と従来の上界 (2)，(3) 及び提案する上界 (9) の比較を行う．ここでは，各ノードにおいてクラス単位の DRR (Deficit Round Robin) [5] を行い，ノード数 $K = 2$ とした．シミュレーションパラメータは表 2 に示す．また，比較結果は図 6 に示す．

このシミュレーションでは， $C_0 = 10$ [Mbit/s]， $C_1, C_2 = 5$ [Mbit/s] であり， $r = C_0/C_1 = C_0/C_2 = 2$ [packet] となる．また，すべてのノードで多重数

表 2 シミュレーション 1 のパラメータ
Table 2 Parameter of simulation 1.

C_0	C_1, C_2	C_b	p
10 [Mbit/s]	5 [Mbit/s]	20 [Mbit/s]	500 [Byte]
$\Theta_{l_{target}}^1, \Theta_{l_{target}}^2$		$R_{l_{target}}^1, R_{l_{target}}^2$	
0.8 [ms]		10 [Mbit/s]	
σ_0	ρ_0	σ_1, σ_2	ρ_1, ρ_2
50 [kByte]	3 [Mbit/s]	10 ~ 100 [kByte]	2 [Mbit/s]

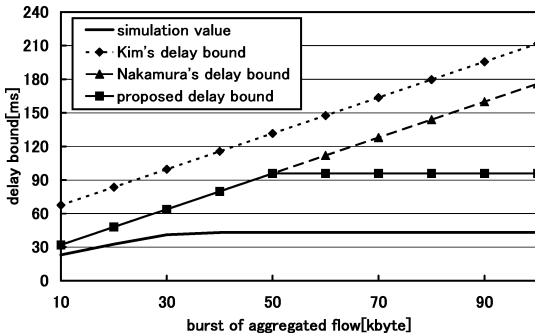


図 6 シミュレーション 1 の結果
Fig. 6 Result of simulation 1.

$m(k) = 1, k = 1, 2$ である。ターゲットフローの最大パースト長 σ_0 を 50 [kByte] としたので、提案する上界 (9) が中村による上界 (3) より小さくなるための条件は (10) より、多重数 $m(k) = 1$ で $\sigma_i \geq 50.5$ [kByte] ($i = 1, 2$) の範囲であり、これ以外では中村の上界 (3) に一致する。

図 6 を見ると、多重フローの最大パースト長 σ_1, σ_2 が 50 ~ 100 [kByte] のとき、提案する上界 (9) は中村による上界 (3) より精度良い上界が得られていることが分かる。多重フローの最大パースト長 σ_1, σ_2 が 50 [kByte] 以上では提案する上界 (9) は一定値となっており、実際にシミュレーション値も多重フローの最大パースト長 σ_1, σ_2 が 40 [kByte] 以上では一定値となっていることが分かる。

5.3 シミュレーション 2

シミュレーション 2 では、図 4 のネットワークポロジ 1 において、ノード数 K を変化させたときのシミュレーション値と従来の上界 (2), (3), 及び提案する上界 (9) の比較を行う。シミュレーション 1 と同じポロジで、異なるキューイング方式によって特性評価を行うためここでは、各ノードにおいてクラス単位の WFQ (Weighted Fair Queueing) [4] を行う。ノード数 $K = 8$ とした。シミュレーションパラメータは表 3 に示す。また、比較結果は図 7 に示す。

表 3 シミュレーション 2 のパラメータ
Table 3 Parameter of simulation 2.

C_0	C_1, \dots, C_K	C_b	p
10 [Mbit/s]	2.5 [Mbit/s]	20 [Mbit/s]	500 [Byte]
$\Theta_{l_{target}}^1, \dots, \Theta_{l_{target}}^K$		$R_{l_{target}}^1, \dots, R_{l_{target}}^K$	
0.6 [ms]		10 [Mbit/s]	
σ_0	ρ_0	$\sigma_1, \dots, \sigma_K$	ρ_1, \dots, ρ_K
20 [kByte]	2 [Mbit/s]	30 [kByte]	1 [Mbit/s]

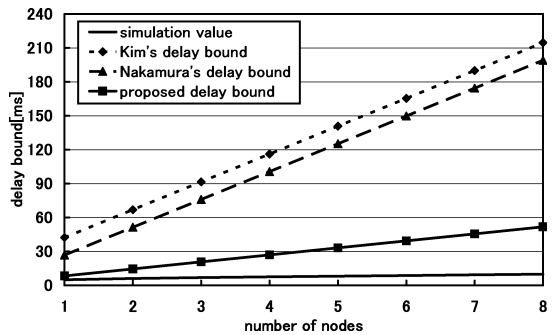


図 7 シミュレーション 2 の結果
Fig. 7 Result of simulation 2.

図 7 を見ると、提案する上界 (9) は中村による上界 (3) より精度良い上界が得られていることが分かる。このシミュレーションでは、 $C_0 = 10$ [Mbit/s], $C_i = 2.5$ [Mbit/s] ($i = 1, \dots, 8$) より $r = C_0/C_i = 4$ [packet] となる。また、ノード N_1 からノード N_8 まですべてのノードで多重数 $m(k) = 1, k = 1, \dots, 8$ であるため、すべてのノードで提案する上界 (9) を適用できる条件 (10) を満たし、提案する上界 (9) はノード数が増えるにつれて中村による上界 (3) との差が大きくなり、シミュレーション値に近づいている。

5.4 シミュレーション 3

シミュレーション 3 では、図 5 のネットワークポロジ 2 において、ノード数 K を変化させたときのシミュレーション値と従来の上界 (2), (3), 及び提案する上界 (9) の比較を行う。ここでは、各ノードにおいてクラス単位の WFQ (Weighted Fair Queueing) [4] を行い、ノード数 $K = 8$ とした。シミュレーションパラメータは表 4 に示す。また、比較結果は図 8 に示す。

このシミュレーションでは、 $C_0 = 10$ [Mbit/s], $C_i = 2.5$ [Mbit/s] ($i = 1, \dots, 8$) であり、 $r = C_0/C_i = 4$ [packet] となる。ターゲットフローの最大パースト長 $\sigma_0 = 20$ [kByte], $p = 500$ [Byte] より $s_0 = 40$ であり、多重フローの最大パースト長 $\sigma_i = 30$ [kByte]

表 4 シミュレーション 3 のパラメータ
Table 4 Parameter of simulation 3.

C_0	C_1, \dots, C_K	C_b	p
10 [Mbit/s]	2.5 [Mbit/s]	20 [Mbit/s]	500 [Byte]
$\Theta_{t_{target}}^1, \dots, \Theta_{t_{target}}^K$		$R_{t_{target}}^1, \dots, R_{t_{target}}^K$	
0.6 [ms]		10 [Mbit/s]	
σ_0	ρ_0	$\sigma_1, \dots, \sigma_K$	ρ_1, \dots, ρ_K
20 [kByte]	2 [Mbit/s]	30 [kByte]	1 [Mbit/s]

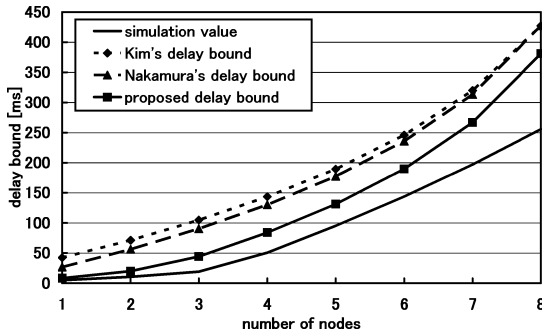


図 8 シミュレーション 3 の結果
Fig. 8 Result of simulation 3.

である。ノード N_1, N_2, N_3 において、多重数はそれぞれ、 $m(1) = 1, m(2) = 2, m(3) = 3$ なので、ノード N_1, N_2, N_3 において (10) が成り立つことが簡単な計算から分かる。したがって、得られる上界は中村の上界 (3) より精度が改善されている。ノード N_4 以降では (10) は成り立たず、得られる上界は (3) と同様、すべての多重フローのバーストを処理する時間を計算している。そのためノード N_4 以降では、提案する上界 (9) は中村による上界 (3) からノード N_1, N_2, N_3 で改善できた分だけ減じた形になっている。

6. むすび

本研究では、DiffServ 領域において中村による上界 (3) より精度の良い端末間の遅延上界を導出することを目的とした。結果として、バースト長を考慮することで、多重フローのリンク容量がターゲットフローのリンク容量より小さいネットワークに対しては、中村による上界 (3) より精度の良い遅延上界を導出することができた。

提案する上界は従来の上界を改良しているが、場合によってはシミュレーション値と比較して大きな差がある。この理由として次のことが考えられる。上界の考え方は、ターゲットフローの packets は多重フローの packets がすべて処理された後に処理されるとしている。それに対してシミュレーションでは、どのフローも差別なく処理している。その違いが、場合によっては大きな差になると考えられる。

ネットワークを渡るトラヒックは、ノード数が大きくなるとバーストが弱まる。また、多重フローの出入りが激しいネットワークの場合、弱まったターゲットフローのバーストのすき間に多重フローのバーストが入り込み、遅延が増えないという結果になる。本論文のシミュレーション 2 の結果から分かるように、ノード数に対する遅延上界の増加幅は徐々に小さくなっていく。従来の上界 (2), (3) や提案する上界 (9) ではこのバーストの弱まりについては考慮していないため、今後の課題としてこの点を改善する必要がある。

文 献

- [1] 中村博貴, 中川健治, “DiffServ 領域における end-to-end の確定的遅延上界に関する研究,” 信学論 (B), vol. J91-B, no. 4, pp. 440–449, April 2008.
- [2] G. Kim and C. Kim, “Deterministic edge-to-edge delay bounds for a flow under latency rate scheduling in a DiffServ network,” IEICE Trans. Commun., vol. E88-B, no. 7, pp. 2887–2895, July 2005.
- [3] D. Stiliadis and A. Varma, “Latency-rate servers: A general model for analysis of traffic scheduling algorithms,” IEEE/ACM Trans. Netw., vol. 6, no. 5, pp. 611–624, Oct. 1998.
- [4] A. Parekh and G. Gallager, “A generalized processor sharing approach to flow control in integrated services networks: The single-node case,” IEEE/ACM Trans. Netw., vol. 1, no. 3, pp. 344–357, 1993.
- [5] 銭 飛, NS2 によるネットワークシミュレーション, 森北出版, 2006.
- [6] R. L. Cruz, “A calculus for network delay, part I: Network elements in isolation,” IEEE Trans. Inf. Theory, vol. 37, no. 1, pp. 114–131, 1991.
- [7] Y. Jiang and Q. Yao, “Impact of FIFO aggregation on delay performance of a differentiated services network,” ICOIN’03, pp. 216–225, Feb. 2003.

(平成 20 年 9 月 11 日受付, 21 年 1 月 5 日再受付)