

DiffServ 領域における end-to-end の確定的遅延上界に関する研究

中村 博貴[†] 中川 健治^{††a)}

A Study on Deterministic End-to-End Delay Bounds for a Flow
in DiffServ Network Domain

Hiroataka NAKAMURA[†] and Kenji NAKAGAWA^{††a)}

あらまし インターネットにおいて通信の品質 (Quality of Service) が近年重要な課題となっている。リアルタイムアプリケーションにとってネットワークにおける端末間遅延は QoS における重要な要素である。本論文では、IP ネットワークの DiffServ (Differentiated Service) 領域における端末間パケット遅延時間の確定的な上界を求めることを目的とする。従来の遅延上界の導出として、フローの多重ノードや具体的なトラフィック量などの細かなフロー情報を利用した方式と、細かなフロー情報を利用しない方式とがある。本論文では、それぞれの場合に対する、新たな遅延上界導出法を提案する。そして、様々な条件において提案法と従来法を比較し、提案法が精度の良い上界であることを示す。

キーワード DiffServ, 確定的遅延上界, トークンパケット

1. ま え が き

インターネットの普及に伴い、通信の品質 (Quality of Service) が重要な課題となっている。この問題を解決するため、IETF (Internet Engineering Task Force) は best-effort に代わる新たなアーキテクチャを考えた。その代表的なものとして IntServ (Integrated Service) と DiffServ (Differentiated Service) があるが、QoS に対する可能な解決として現在 DiffServ が注目されていて幅広く受け入れられている。

近年増加しているトラフィックとして、IP 電話や遠隔会議などのリアルタイム通信がある。これらは音声・画像の通信であり、遅延に敏感なアプリケーションである。そのため、ネットワークの遅延が大きすぎるとサービスが成り立たなくなってしまう。そこで、コネクション受付制御が必要となる。そしてこの受付制御を行うためには、各フローのネットワーク内端末

間遅延を知ることが必要である。つまり、今後のネットワークについても考慮すると、DiffServ ネットワークにおける端末間遅延の上界を解析することがリアルタイムアプリケーションの提供に対して重要となる。そこで本論文では、DiffServ ネットワークにおける end-to-end の確定的遅延上界の解析を行う。この確定的遅延上界の導出においてはいくつかの方式が提案されているが、フローのパス情報を利用した場合とパス情報を利用しない場合の二つに分けることができる。ここで、パス情報を利用した場合とは、あるフローが他のフローとどのノードで何本多重するかなど、各フローのネットワーク内の経路情報を利用した場合であり、遅延上界の精度は高いが多くの情報を必要とする。また、パス情報を利用しない場合とは、各フローのネットワーク内の経路情報を利用しない場合であり、遅延上界の精度は悪くなるが遅延上界導出において必要な情報が少ない。

パス情報を利用した遅延上界導出法には Jiang [3], Kim [1] の方式がある。Jiang [3] は、DiffServ における多重ネットワークに対する遅延上界を提案した。この方式は、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とに分けて考え遅延上界を導出する方式である。Kim [1] は、Jiang [3] と同様にターゲットフローと多重フローとを分けた方式を提案し

[†] CEC 新潟情報サービス株式会社, 新潟市
CEC Niigata Information Service, 2-10-6 Abumi, Chuo-ku,
Niigata-shi, 950-0913 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

た．Jiang [3] による上界と異なる点は，多重フローがターゲットフローの遅延へ与える影響を待ち時間 (Latency) として考えて遅延上界を導出したところである．この方式は LR サーバ [2] の概念を DiffServ 領域に適用させたものであり，遅延上界の導出が非常に簡単で他の方式よりも精度が良いが，実測値 (シミュレーション値) と比べるとまだ差がある．

パス情報を利用しない (任意のネットワークポロジに適用できる) 遅延上界導出法には Charny [5] や Jiang [3] などの方式がある．Charny [5] はネットワークの最大リンク利用率である α と最大バースト処理時間である β を利用し，仮想的に遅延が最も大きくなるノードを考え，それをネットワークの最大ホップ数倍することにより遅延上界を導出した．しかし，この方式は α が小さくないと遅延上界が発散してしまうという問題点がある．Jiang [3] はリンク容量によるトラヒックの上限を考慮することにより，Charny [5] による上界の精度を向上させ，利用できる α の値を大きくした．しかし， α の増加による遅延上界の発散に関しては解決できていない．

本論文では，DiffServ 領域において，細かなパス情報を利用した場合と細かなパス情報を利用しない (任意のトポロジに適用できる) 場合の二つを考える．パス情報を利用した場合には，従来法として Kim [1] による上界と Jiang [3] による上界を考え，従来法よりも精度を向上させた遅延上界の導出を行う．また，パス情報を利用しない場合には，従来法として Charny [5] による上界と Jiang [3] による上界を考え，リンク利用率の増加に伴う遅延上界の発散の問題点を解決した新たな遅延上界の導出を行う．

1.1 DiffServ ネットワーク

図 1 に示すように，DiffServ (Differentiated Services) ネットワークではエッジルータと内部ルータの二つが存在する．エッジルータでは，ユーザとネットワーク間の事前の契約に基づいたトラヒックの識別，少数のクラスへの分類，クラスに応じた優先度情報の DSCP (Differentiated Services Code Point) フィールドへの記述，そしてトラヒックシェーピングなどが行われる．内部ルータでは，DSCP に応じた優先制御，廃棄処理を行い，クラス間の QoS を差別化したパケット転送が行われる．ここでの処理は PHB (Per Hop Behavior) に従う．

1.2 トークンバケット (Token Bucket)

図 2 にトークンバケット方式の概念図を示す．

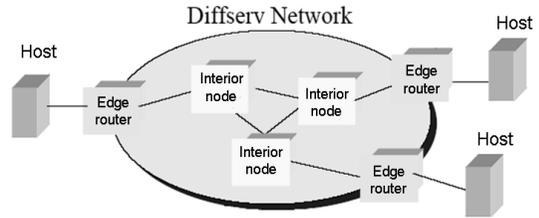


図 1 DiffServNetwork
Fig. 1 DiffServNetwork.

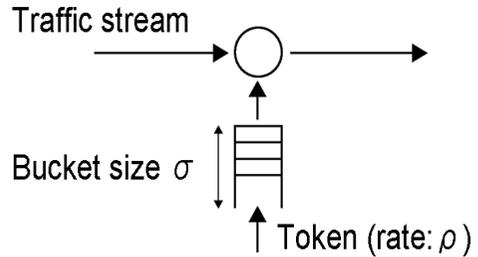


図 2 トークンバケット
Fig. 2 Token bucket.

ここで，トークンとは許可信号であり，バケットとはトークンをためるバッファである．まず，トークンはトークン生成レート ρ に従って生成され，サイズ σ のバケットに格納される．そして，リーキーバケットに到着したトラヒックは，トークンを受け取ったものだけ通過することができる．つまり，トークンを通じたトラヒックは最大バースト長 σ [Byte]，平均レート ρ [bit/s] 以下に整形され出力されることになる．この方式を利用すると，パケットサイズ以上連続するパケットが通過できなくなり，バースト的なトラヒックを平滑化することができる．

2. 利用するネットワークモデル

本論文で利用するネットワークは DiffServ 領域を考える．ネットワークに入力するフロー i はすべて入力ノード (エッジルータ) においてパケットサイズ σ_i ，トークン生成レート ρ_i のトークンバケット整形が適用される．また，ネットワークのすべてのリンク容量を C とし，安定のため任意のノード k における同クラスのフローの平均レートの和がクラスに分配された帯域以下となるように多重数を規制する．つまり，全クラスの平均レートの和は常に C 以下とする．

3. パス情報を利用した上界

3.1 Kim [1] による遅延上界

Kim [1] は LR サーバの概念を DiffServ 領域に発展させ、end-to-end の遅延上界を導出した。この遅延上界は、ターゲットフローに多重される同クラス内のフローの影響を待ち時間 (Latency) として考えている。そうすることで、LR サーバの概念を利用することができる。ここでは Kim [1] による遅延上界について記述する。

3.1.1 記号とその定義

まずはじめに、使用される記号とその定義についてまとめたものを表 1 に示す。

3.1.2 end-to-end の遅延上界

K 個の LR サーバ (Latency= Θ_l^k , Rate= $R_l^k, 1 \leq k \leq K$) が直列につながったネットワークにおいて、あるクラス l について考える。クラス l 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。ターゲットフローのトークンパラメータを (σ_0, ρ_0) とすると、このネットワーク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 Kim [1] による上界は次式で与えられる。

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

ここで、 I は $k = n_i$ のとき 1、それ以外のときは 0 の指示関数である。

3.2 Jiang [3] による遅延上界

パス情報を利用した遅延上界導出法として、式 (1)

表 1 記号とその定義
Table 1 Symbol and definition.

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
$B_{(k)l}$	ノード k でのフロー i の最低保証帯域
B_i	フロー i の最低保証帯域
σ_i	フロー i のバースト長 (トークンパラメータ)
ρ_i	フロー i の平均レート (トークンパラメータ)

の Kim [1] による上界のほかにも Jiang [3] による上界がある。この方式は、ノードに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とに分けて考え、遅延上界を導出する方式である。

あるノード k に入力するクラス l 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。そして、ノード k に入力する多重フローの入力リンク帯域の和を C_c とし、ターゲットフローのパス上のリンク帯域を C_0 とする。また、ノードへ入力する多重フローのバースト長の和を σ_c 、平均レートの和を ρ_c とし、ターゲットフローのバースト長を σ_0 、平均レートを ρ_0 とする。このとき、直列に K 個並んだノードにおける end-to-end の遅延 D_0 に対する Jiang [3] による上界は次式で与えられる。

$$D_0 \leq \sum_{k=1}^K \left\{ \frac{(\sigma_0 + k\sigma_c)}{(C_0 + C_c) - (\rho_0 + \rho_c)} \cdot \frac{C_c}{C_0} \right\} \quad (2)$$

4. パス情報を利用しない遅延上界

DiffServ 領域における任意のネットワークに対する end-to-end の確定的遅延上界を導出した従来法として、Charny [5] や Jiang [3] の方式がある。ここでは、それらの方式について記述する。

4.1 最大ネットワークリンク利用率 α 、最大バースト処理時間 β

ネットワークに入力するフロー i は、エッジルータにおいてパラメータ (σ_i, ρ_i) のトークンバケットによって整形されるとする。また、エッジルータの番号の集合を $E = \{1, \dots, n\}$ とする。そして、 E から j 個を取る組合せの集合を E_j とする。このとき、 E_j の要素を s とし、出力リンク帯域 C (または分配帯域) をもつ任意のノード k において、 $\sum_{i \in s} \rho_i \leq C$ の条件で次式を定義する。

$$\alpha = \frac{1}{C} \max_{\substack{s \in E_j \\ 1 \leq j \leq n}} \sum_{i \in s} \rho_i \quad (3)$$

この α は最大ネットワークリンク利用率と呼ばれ、 $0 < \alpha < 1$ である。また、式 (3) の最大値を達成するフローの集合 E_j のバーストパラメータを利用することにより次式を定義する。

$$\beta = \sum_{i=1}^j \frac{\sigma_i}{C} \quad (4)$$

β は最大バースト処理時間と呼ばれる。

4.2 Charny [5] による遅延上界

最大ネットワークリンク利用率を α ，最大バースト処理時間を β とする．ネットワークを渡る任意のフローの中で，最長パスをもつフローのホップ数（ネットワーク直径）を K とすると，任意のトポロジーをもつ DiffServ ネットワークにおける任意のパケットの遅延 D に対する Charny [5] による上界は $\alpha < 1/(K-1)$ の条件のもとで，次式で与えられる．

$$D \leq K \frac{\beta}{1 - (K-1)\alpha} \quad (5)$$

4.3 Jiang [3] による遅延上界

Jiang [3] は入力リンク帯域が有限である場合を考え，Charny [5] による遅延上界を改良し，利用できるリンク利用率を大きくした遅延上界を導出した．

最大ネットワークリンク利用率を α ，最大バースト処理時間を β とする．ネットワークを渡る任意のフローの中で，最長パスをもつフローのホップ数（ネットワーク直径）を K とすると，任意のトポロジーをもつ DiffServ ネットワークにおける任意のパケットの遅延 D に対する Jiang [3] による上界は

$$\alpha \leq \frac{C_b + C_{in}}{(K-1)C_{in} + C_b} \quad (6)$$

の条件で

$$D \leq \frac{K(u\beta)}{1 - (K-1)u\alpha} \quad (7)$$

で与えられる．ここで C_{in} はノードへの入力リンク帯域， C_b はノードの出力リンク帯域（ボトルネック帯域）である．また， $u = C_{in}/(C_{in} + (1-\alpha)C_b)$ である．

5. 提案法

5.1 パス情報を利用した遅延上界

Kim [1] によるパス情報を利用した遅延上界は他の方式よりも導出方法が簡単であり，他の方式よりも精度が良いが，実測値（シミュレーション値）と比べるとまだ誤差が大きい．そこで，本研究では Kim [1] による遅延上界の精度を向上させることを考えた．

文献 [2] において，デュアルリーキーバケットを用いた場合の遅延上界について示している．これは，入力トラヒックの上限値が既知であるという概念である．実際のネットワーク環境を考えた場合，トラヒックの上限値というものはリンク容量によって制限されてい

るのでこれは自然な考え方である．しかし，Kim による上界は入力トラヒックの上限値は無限大である．すなわち，フローのバーストが一気にノードに入力すると考えている．そこで，Kim による上界が実測値と比べまだ誤差が大きい原因はここにあると考え，本研究では Kim による上界にデュアルリーキーバケットの概念を導入することによって新たな遅延上界を導出する．トラヒックの上限を考慮すると，次の定理を述べることができる．

[定理 1] K 個の LR サーバ (Latency= Θ_l^k , Rate= $R_l^k, 1 \leq k \leq K$) が直列につながったネットワークにおいて，あるクラス l について考える．クラス l 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．トークンパラメータ (σ_0, ρ_0) をもつターゲットフローの保証レートを $g_0 = \min_{k \in K} \left(R_l^k - \sum_{i \in F(k)} \rho_i \right)$ としたとき，このネットワークにおける end-to-end の遅延 D_0 に対する上界は次式で与えられる．

$$D_0 \leq \left(\frac{C - g_0}{C - \rho_0} \right) \left(\frac{\sigma_0}{g_0} \right) + \sum_{k \in K} \left\{ \Theta_l^k + \sum_{i \in F(k)} \frac{\sigma_i \cdot I_{\{k=n_i\}}}{B_i} \right\} \quad (8)$$

(証明) ターゲットフローの待ち時間として， Θ を次式によって定義する．

$$\Theta = \sum_{k \in K} \left\{ \Theta_l^k + \sum_{i \in F(k)} \frac{\sigma_i \cdot I_{\{k=n_i\}}}{B_i} \right\}$$

ターゲットフローは (σ_0, ρ_0) 整形されており，リンク容量は C であるので，区間 (τ, t) の間にネットワークの入力に到着するトラヒック量 $\Lambda_0(\tau, t)$ は

$$\Lambda_0(\tau, t) \leq \min \{ \sigma_0 + \rho_0(t - \tau), C(t - \tau) \} \quad (9)$$

となる．

次に， D_0^p を時刻 t_0^p にネットワークの入力に到着したターゲットフローのパケット p が経験する end-to-end の遅延とする．つまり， $t_0^p + D_0^p$ 後にパケット p はネットワークからサービスされる（ネットワークを出る）．したがって，時刻 t_0^p までに到着したターゲットフローのトラヒック量は，時刻 $t_0^p + D_0^p$ までにサービスされたターゲットフローのトラヒック量と等しい．よって，区間 (τ, t_0^p) を考えると，

$$W_0(\tau, t_0^p + D_0^p) = \Lambda(\tau, t_0^p) \quad (10)$$

となる．また式 (9) より，

$$W_0(\tau, t_0^p + D_0^p) = \min \{ \sigma_0 + \rho_0(t_0^p - \tau), C(t_0^p - \tau) \} \quad (11)$$

LR サーバの定義より，

$$W_0(\tau, t_0^p + D_0^p) \geq g_0(t_0^p + D_0^p - \tau - \Theta) \quad (12)$$

式 (11)，式 (12) より，

$$g_0(t_0^p + D_0^p - \tau - \Theta) \leq \min \{ \sigma_0 + \rho_0(t_0^p - \tau), C(t_0^p - \tau) \} \quad (13)$$

• ケース 1: $C(t_0^p - \tau) \leq \sigma_0 + \rho_0(t_0^p - \tau)$ のとき
式 (13) より，

$$D_0^p \leq \left(\frac{C - g_0}{g_0} \right) (t_0^p - \tau) + \Theta \quad (14)$$

ここで， $C(t_0^p - \tau) \leq \sigma_0 + \rho_0(t_0^p - \tau)$ より， $t_0^p - \tau \leq \frac{\sigma_0}{C - \rho_0}$ なので，

$$D_0^p \leq \left(\frac{C - g_0}{C - \rho_0} \right) \left(\frac{\sigma_0}{g_0} \right) + \Theta \quad (15)$$

• ケース 2: $C(t_0^p - \tau) > \sigma_0 + \rho_0(t_0^p - \tau)$ のとき
式 (13) より

$$(g_0 - \rho_0)(t_0^p - \tau) \leq \sigma_0 - g_0 D_0^p + g_0 \Theta \quad (16)$$

$C(t_0^p - \tau) > \sigma_0 + \rho_0(t_0^p - \tau)$ より， $t_0^p - \tau > \frac{\sigma_0}{C - \rho_0}$ なので，

$$(g_0 - \rho_0) \frac{\sigma_0}{C - \rho_0} \leq \sigma_0 - g_0 D_0^p + g_0 \Theta$$

$$g_0 D_0^p \leq \sigma_0 - \frac{(g_0 - \rho_0)\sigma_0}{C - \rho_0} + g_0 \Theta$$

$$D_0^p \leq \frac{\sigma_0}{g_0} - \frac{(g_0 - \rho_0)\sigma_0}{g_0(C - \rho_0)} + \Theta \leq \frac{\sigma_0(C - \rho_0) - \sigma_0(g_0 - \rho_0)}{g_0(C - \rho_0)} + \Theta$$

$$\leq \left(\frac{C - g_0}{C - \rho_0} \right) \left(\frac{\sigma_0}{g_0} \right) + \Theta$$

□

5.2 パス情報を利用しない遅延上界

パス情報を利用しない (任意のネットワークポロジに適用できる) 遅延上界導出法には Charny [5] や Jiang [3] などの方式があるが，どちらの上界も，最大リンク利用率が増加していくと遅延上界が発散してし

まうという問題点をもっている．そこで本研究では，5.1 で述べたパス情報を利用した遅延上界をパス情報を利用しない遅延上界に発展させることにより，この問題を解決する．つまり，式 (8) と Charny [5] による上界を組み合わせた新たな遅延上界を提案する．式 (8) と Charny [5] による上界を組み合わせると，次の定理として述べることができる．

[定理 2] K 個の LR サーバ (Latency= Θ_l^k , Rate= $R_l^k, 1 \leq k \leq K$) が直列につながったネットワークにおいて，あるクラス l について考える．クラス l 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．ネットワークのリンク容量はすべて $R_l = \min_{k \in K} R_l^k$ とし，トークンパラメータ (σ_0, ρ_0) をもつターゲットフローの保証レートを $g_0 = R_l - (\alpha R_l - \rho_0)$ とすると，このネットワークにおける end-to-end の遅延 D_0 に対する上界は次式で与えられる．

$$D_0 \leq \left(\frac{C - g_0}{C - \rho_0} \right) \left(\frac{\sigma_0}{g_0} \right) + \left(\sum_{k=1}^K \Theta_{(k)} + \frac{K}{R_l} (\beta R_l - \sigma_0) \right) \quad (17)$$

(証明) パス情報を利用しない遅延上界を導出するため，Charny [5] による上界で使用されている最大ネットワークリンク利用率 α ，最大バースト処理時間 β を $R_l = \min_{k \in K} R_l^k$ として次式 (18)，(19) で定義する．ただし，記号と平均レートの和の条件は前節を参照のこと．

$$\alpha = \frac{1}{R_l} \max_{\substack{s \in E_j \\ 1 \leq j \leq n}} \left(\sum_{i \in s} \rho_i + \rho_0 \right) \quad (18)$$

$$\beta = \sum_{i \in s} \frac{\sigma_i}{R_l} + \sigma_0 \quad (19)$$

提案法はターゲットフローが通過するパス上を考えているので， α と β の構成の中にはターゲットフローのパラメータ σ_0, ρ_0 が入っている．

式 (18)，式 (19) において，ターゲットフロー以外のフローを多重フローの集合 $F(k)$ として考えると，

$$\rho_0 + \sum_{i \in F(k)} \rho_i \leq \alpha R_l \quad (20)$$

$$\sigma_0 + \sum_{i \in F(k)} \sigma_i \leq \beta R_l \quad (21)$$

となる．

式 (8) における保証レート g_0 は次のようなものであった .

$$g_0 = \min_{k \in K} \left(R_l^k - \sum_{i \in F(k)} \rho_i \right) \quad (22)$$

上式を書き換えると

$$g_0 = R_l - \max_{k \in K} \sum_{i \in F(k)} \rho_i \quad (23)$$

また、式 (20) より

$$\max_{k \in K} \sum_{i \in F(k)} \rho_i \leq \alpha R_l - \rho_0 \quad (24)$$

式 (24) を式 (23) に代入して

$$g_0 \geq R_l - (\alpha R_l - \rho_0) \quad (25)$$

を得る . 式 (8) の右辺の第 3 項における指示関数 I は、多重ノードにおいてのみ、待ち時間を加算するためのものである . フローのパス情報がない場合、すべてのノードが多重ノードである場合が考えられる . そこで最長パスをもつフローのホップ数 (ネットワーク直径) を K とし、多重ノードの遅延を K 倍すると考えると、

$$\sum_{k \in K} \sum_{i \in F(k)} \frac{\sigma_i \cdot I_{\{k=n_i\}}}{B_i} \leq K \sum_{i \in F(k)} \frac{\sigma_i}{R_l} \quad (26)$$

ここに式 (21) を代入すると

$$K \sum_{i \in F(k)} \frac{\sigma_i}{R_l} \leq \frac{K}{R_l} (\beta R_l - \sigma_0) \quad (27)$$

式 (25) と式 (27) を式 (8) に代入することで、定理の上界が得られる . \square

6. 従来の上界及びシミュレーション値との比較

ここでは、パス情報を利用した場合と利用しない場合との二つの場合における従来法と提案法との比較を行うため、シミュレーションを行う . シミュレーションには ns-2 を用いた .

一般に、計算機シミュレーションにおいては、サンプル数によって遅延の上限値は変化する . そのため、真値を無限時間シミュレーションにおいて得た遅延上界とすると、有限時間シミュレーションにより求めた

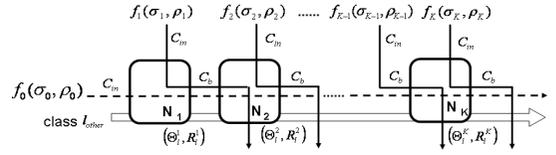


図 3 ネットワークトポロジー
Fig. 3 Network topology.

遅延上界は真値の遅延上界に対して常に危険側となる . 一方、理論的に導出する遅延上界は真値に対して常に安全側となる . つまり、シミュレーションによる遅延上界と理論的遅延上界との間に真値が存在することになる . よって、シミュレーション値を性能目標とすることにより、理論的遅延上界の精度を調べることができる .

6.1 パス情報を利用した遅延上界のシミュレーション

6.1.1 ネットワークモデル

図 3 に利用するネットワークトポロジーを示す .

図 3 において、 N_1, \dots, N_K はパラメータ $(\theta_i^l, R_l^l), \dots, (\theta_i^k, R_l^k)$ をもつ LR サーバで、クラス単位の WFQ (Weighted Fair Queueing) を行う . クラスごとの重みは 1 とする . 各ノードへのアクセスリンクの容量は C_{in} であり、ボトルネックリンクの容量は C_b である . また、ネットワークにおいてクラスが二つある場合を考える . 一つはターゲットフロークラス l_{target} であり、 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パケット整形されており、パラメータ $(\sigma_0, \rho_0), (\sigma_1, \rho_1), \dots, (\sigma_K, \rho_K)$ をもつ . 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 . このとき、ターゲットフロー f_0 の end-to-end の遅延上界を測定する . また、各結果に対する考察はまとめて次節で示すことにする .

6.1.2 シミュレーション 1-1: 多重フローのバースト $\sigma_1, \dots, \sigma_K$ を変化させたときの比較

ここでは、多重フローのバーストを変化させた場合における従来法と提案法との比較を行う . 具体的なシミュレーションパラメータを表 2 に示す . 今回はノード数 $K = 2$ とした . そして、シミュレーション結果を図 4 に示す .

6.1.3 シミュレーション 1-2: 多重フローの平均レート ρ_1, \dots, ρ_K を変化させたときの比較

ここでは、多重フローの平均レートを変化させた場

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

C_{in}	C_b	$\Theta_{l_{target}}^1, \Theta_{l_{target}}^2$	$R_{l_{target}}^1, R_{l_{target}}^2$
10[Mbit/s]	20[Mbit/s]	0.45[ms]	10[Mbit/s]
σ_0	ρ_0	σ_1, σ_2	ρ_1, ρ_2
30[kByte]	3[Mbit/s]	20 ~ 100[kByte]	2[Mbit/s]

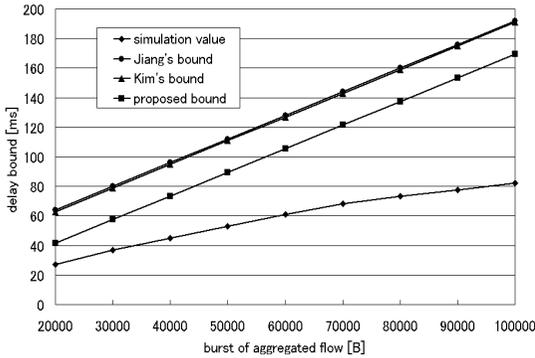


図 4 シミュレーション 1-1 の結果
Fig. 4 Result of simulation 1-1.

表 3 シミュレーション 1-2 の各パラメータ
Table 3 Parameter of simulation 1-2.

C_{in}	C_b	$\Theta_{l_{target}}^1, \Theta_{l_{target}}^2$	$R_{l_{target}}^1, R_{l_{target}}^2$
10[Mbit/s]	20[Mbit/s]	0.45[ms]	10[Mbit/s]
σ_0	ρ_0	σ_1, σ_2	ρ_1, ρ_2
30[kByte]	3[Mbit/s]	20[kByte]	1 ~ 7[Mbit/s]

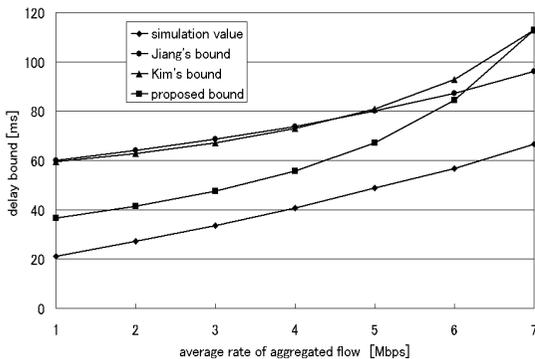


図 5 シミュレーション 1-2 の結果
Fig. 5 Result of simulation 1-2.

合における従来法と提案法との比較を行う．具体的なシミュレーションパラメータを表 3 に示す．今回ノード数は $K = 2$ とした．ここで，多重フローの変化の範囲が 7 [Mbit/s] までなのは，7 [Mbit/s] のときリンク利用率が 1 になるためである．そして，シミュレーション結果を図 5 に示す．

表 4 シミュレーション 1-3 の各パラメータ
Table 4 Parameter of simulation 1-3.

C_{in}	C_b	$\Theta_{l_{target}}^1, \Theta_{l_{target}}^2$	$R_{l_{target}}^1, R_{l_{target}}^2$
10[Mbit/s]	20[Mbit/s]	0.45[ms]	10[Mbit/s]
σ_0	ρ_0	σ_1, σ_2	ρ_1, ρ_2
30[kByte]	3[Mbit/s]	20[kByte]	2[Mbit/s]

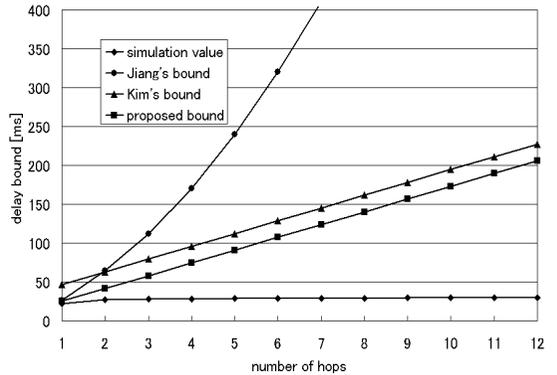


図 6 シミュレーション 1-3 の結果
Fig. 6 Result of simulation 1-3.

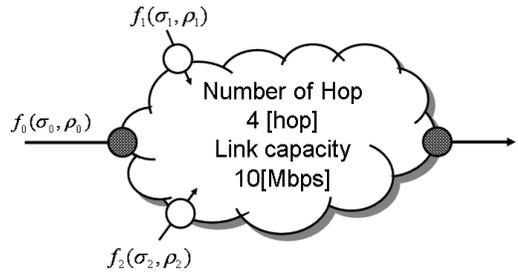


図 7 ネットワークトポロジー
Fig. 7 Network topology.

6.1.4 シミュレーション 1-3：ノード数を変化させたときの比較

ここでは，ノード数を変化させた場合における従来法と提案法との比較を行う．具体的なシミュレーションパラメータを表 4 に示す．そして，シミュレーション結果を図 6 に示す．

6.2 パス情報を利用しない遅延上界のシミュレーション

6.2.1 ネットワークモデル

図 7 に利用するネットワークモデルを示す．また，図 8 にシミュレーションで利用するネットワークモデルを示す．

図 7 はホップ数 K の DiffServ ネットワークに三つのフローが入力するモデルである．三つのフローは

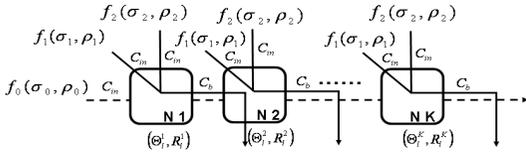


図 8 シミュレーションで利用するネットワークポロジ
Fig. 8 Network topology of simulation.

表 5 シミュレーション 2-1 の各パラメータ
Table 5 Parameter of simulation 2-1.

C_{in}	C_b	α	β
10[Mbit/s]	10[Mbit/s]	0.1 ~ 1.0	0.052
σ_0	ρ_0	σ_1, σ_2	ρ_1, ρ_2
30[kByte]	1[Mbit/s]	20[kByte], 15[kByte]	α に合わせ決定

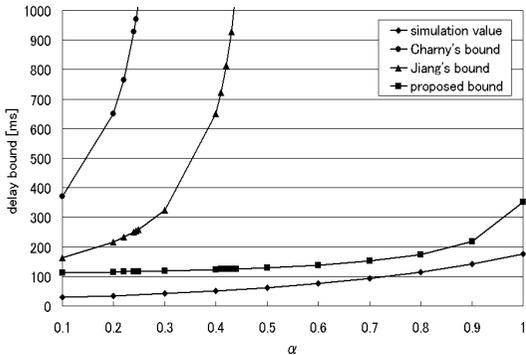


図 9 シミュレーション 2-1 の結果
Fig. 9 Result of simulation 2-1.

ネットワークの入り口においてトークンバケット整形 $((\sigma_0, \rho_0), (\sigma_1, \rho_1), (\sigma_2, \rho_2))$ される。パスを利用しない遅延上界における従来法は、DiffServ 領域における EF フローの遅延上界を導出したものであるため、ここでは待ち時間 θ_l^k をゼロとし、EF フロークラスのみを考える。

6.2.2 シミュレーション 2-1：最大ネットワークリンク利用率 α を変化させたときの比較

ここでは、最大ネットワークリンク利用率 α を変化させた場合における従来法と提案法との比較を行う。今回はノード数 $K = 4$ とした。具体的なシミュレーションパラメータを表 5 に示す。そして、シミュレーション結果を図 9 に示す。

6.2.3 シミュレーション 2-2：最大バースト処理時間 β を変化させたときの比較

ここでは、最大バースト処理時間 β を変化させた場合における従来法と提案法との比較を行う。今回はノード数 $K = 4$ とした。具体的なシミュレーション

表 6 シミュレーション 2-2 の各パラメータ
Table 6 Parameter of simulation 2-2.

C_{in}	C_b	α	β
10 [Mbit/s]	10 [Mbit/s]	0.2	0.025 ~ 0.25
σ_0	ρ_0	σ_1, σ_2	ρ_1, ρ_2
30 [kByte]	1 [Mbit/s]	β に合わせ決定	0.5 [Mbit/s]

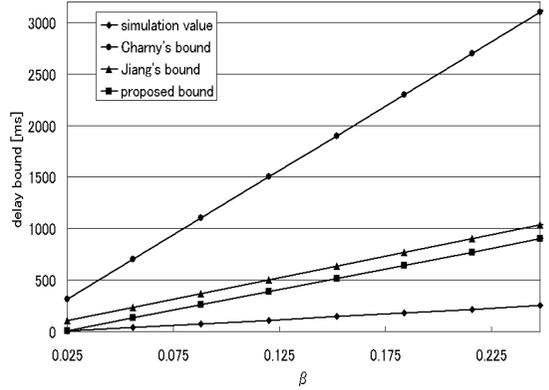


図 10 シミュレーション 2-2 の結果
Fig. 10 Result of simulation 2-2.

表 7 シミュレーション 2-3 の各パラメータ
Table 7 Parameter of simulation 2-3.

C_{in}	C_b	α	β
10 [Mbit/s]	10 [Mbit/s]	0.2	0.052
σ_0	ρ_0	σ_1, σ_2	ρ_1, ρ_2
30 [kByte]	1 [Mbit/s]	20 [kByte], 15 [kByte]	0.5 [Mbit/s]

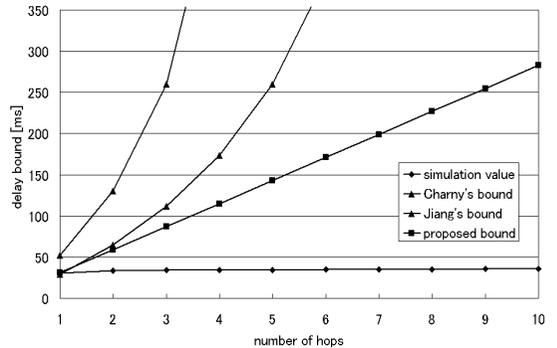


図 11 シミュレーション 2-3 の結果
Fig. 11 Result of simulation 2-3.

パラメータを表 6 に示す。そして、シミュレーション結果を図 10 に示す。

6.2.4 シミュレーション 2-3：ノード数を変化させたときの比較

ここでは、ノード数を変化させた場合における従来

法と提案法との比較を行う．具体的なシミュレーションパラメータを表 7 に示す．そして，シミュレーション結果を図 11 に示す．

7. 考 察

7.1 シミュレーション 1-1 の考察

図 4 を見ると，提案法は従来法よりも精度が良くなっていることが分かる．しかし，多重フローのバーストが増加したときの遅延上界の増加幅は，Kim による上界・提案法とも同じことが分かる．これは，提案法が多重フローの影響を待ち時間として考えているためである．つまり，多重フローのバーストの影響は Kim による上界と同様の考えを利用しているためである．そのため，今回のシミュレーションでは Kim による上界のグラフをシミュレーション値側にシフトした形になっている．

7.2 シミュレーション 1-2 の考察

図 5 を見ると，提案法は従来法よりも精度が良くなっていることが分かる．しかし，多重フローの平均レートが 7 [Mbit/s] のとき，すなわち，ポトルネックリンクのリンク利用率が 1 となったとき，提案法と Kim による上界は同じ値になっている．これは，リンク利用率が 1 になると提案法の式と Kim による上界の式とが同じになってしまうためである．更に，リンク利用率が 1 に近づくにつれ，Jiang による上界の方が提案法よりも精度が良くなっている．これも提案法の改善点が消えてしまったためといえる．

7.3 シミュレーション 1-3 の考察

図 6 を見ると，提案法は従来法よりも精度が良くなっていることが分かる．ここで，シミュレーション値に注目してみると，遅延上界はほぼ一定値である．これは，ターゲットフローのバーストの弱まりによるものであるといえる．ターゲットフローは複数のノードを通過するため，各ノードでフローが合流することになる．その結果，ターゲットフローのバケット間に多くのすき間ができる（バーストが弱まる）ことになり，このような結果になったといえる．提案法・従来法ともにバースト性の弱まりについては考慮していないため，ノードの増加に対して遅延上界がほぼ一定増加している．

7.4 シミュレーション 2-1 の考察

図 9 を見ると，提案法は従来法よりも精度が良くなっていることが分かる．Charny による上界はリンク利用率に $1/(K-1)$ という制限（今回の条件だと

0.33）があるため，その値に近づくと遅延上界が発散していることが分かる．Jiang による上界は Charny による上界を改良したものであるため，Charny による上界よりも高いリンク利用率が利用できることが分かる．しかし Jiang による上界にも，リンク利用率に $(C_b + C_{in})/((K-1)C_b + C_{in})$ という制限（今回の条件だと 0.5）があるため，遅延上界の発散が起こっている．これらに対し，提案法はリンク利用率が 1.0 の場合においても遅延上界の発散が起こっておらず，精度も良い．これは，Kim による上界のターゲットフローと多重フローとを分けた考え方のためである．つまり，従来法に見られるノード遅延の足しすぎを抑えた結果，精度の良い値となったといえる．

7.5 シミュレーション 2-2 の考察

図 10 を見ると，提案法は従来法よりも精度が良くなっていることが分かる．従来法，提案法ともに β は分子にあるため，遅延上界の増加は線形になっている．しかし，提案法はこの β からターゲットフローのトークンパラメータ σ_0 を引いており，ターゲットフローと多重フローとを分けて計算しているため，従来法よりも精度の良い遅延上界となっている．

7.6 シミュレーション 2-3 の考察

図 11 を見ると，提案法は従来法よりも精度が良くなっていることが分かる．従来法はリンク利用率の制限値にノード数が含まれている．そのため，リンク利用率 α を固定し，ノード数を増やしていくと制限値に近づいていくことになるため，遅延上界の増加幅が徐々に増加していつてしまう．それに対し提案法は，リンク利用率に対する制限がなく，リンク利用率とノード数との間になんの関係もないため，ノード数が増えなくても遅延上界が一定の増加となったといえる．

8. む す び

本論文では，DiffServ 領域における end-to-end の確定的遅延上界を，パス情報を利用した場合とパス情報を利用しない場合とで解析した．そして，それぞれの場合における従来法の問題点を解決した新たな遅延上界を提案した．また，提案法が従来法の問題点を解決し，更に精度が良いことを ns-2 を用いたシミュレーションによって示した．

文 献

- [1] 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.

- [2] 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.
- [3] Y. Jiang and Q. Yao, "Impact of FIFO aggregation on delay performance of a differentiated services network," ICOIN'03, pp.216-225, Feb. 2003.
- [4] Y. Jiang, "Delay bounds for a network of guaranteed rate servers with FIFO aggregation," Comput. Netw., vol.40, no.6, pp.684-694, Dec. 2002.
- [5] A. Charny and J.-Y. Le Boudec, "Delay bounds in a network with aggregate scheduling," Proc. First International Workshop of Quality of Future Internet Services (QOFIS'2000), 2000.

(平成 19 年 3 月 19 日受付, 8 月 27 日再受付)



中村 博貴

平 17 長岡技科大・工・電気電子情報卒 .
平 19 同大大学院修士課程了 . 同年 CEC
新潟情報サービス株式会社入社 .



中川 健治 (正員)

昭 55 東工大・理・数学卒 . 昭 60 同大
大学院博士課程満期退学 . 昭 60 NTT 研究
所入社 . 平 4 長岡技科大工学部助教授 . 待
ち行列理論, ネットワーク特性評価, 大偏
差理論等の研究に従事 . 理博 . IEEE, 情
報理論とその応用学会, 日本 OR 学会, 日
本数学会, 日本工業教育協会各会員 .