

1 はじめに

高速ネットワークにおける新しい多くのアプリケーションは“bandwidth-hungry”と呼ばれ、大量の帯域を消費し、QoS保証を要求する。そのような状況においてQoS保証を提供しながらネットワーク資源を有効に使用するためにはネットワークにおいて何らかの負荷分散を行うことが必要であると考えられる。

パケット・ネットワークの中で負荷分散を達成する1つのアプローチはトラフィック分散である(例えば[3],[7]を参照)。トラフィック分散では、ソースから到着するパケットは多くのサブパケットに分割される。これらのサブパケットは多数のパスに広げられ、ネットワークを通して並列に送信される。言い換えれば、あるパスに短時間で極度に負荷がかかる状況を回避し、トラフィック分散は多数のパス上に負荷を分配する。その結果、トラフィック分散の利用がリンク利用効率およびネットワーク・パフォーマンスを改善することが期待される。

多くの研究者が、パケット/セルネットワークにおけるトラフィック分散を研究した。トラフィック分散の技術は、マルチパスルーティング [11]、dispersy ルーティング [12],[2]、ストリング・モード [5]、チャンネル・ストライピングあるいはインパース・マルチプレクシング [1],[14]、並列のコミュニケーションスキーマ [4]、コネクションスプリッティング [3] のような様々な呼び方がされる。Krishnan と Silvester[11]は、ATMネットワークの中で、セルのロス・パフォーマンスに対するトラフィック分散の影響を検討する。それらは、MMPP/D/1/K キューの解析的な結果を使用することにより、オン・オフソースの重ね合せを近似し、セルのロス・パフォーマンスを評価するためにMMPP(Markov Modulated Poisson Process)を使用する。彼らは、トラフィック分散によりセル・ロスに関して性能が大幅に改善されることを示した。Déjean[5]は、シミュレーションによってATMネットワークの中でセルのロス・パフォーマンスに対するトラフィック分散の影響を検討する。それらはオン・オフソースモデルを使用し、2つの分散アルゴリズムを調査する。第1のアルゴリズムは多くのリンク上にストリングを任意に分配している。第2のアルゴリズムはラウンド・ロビン方式でストリングを分配している。

本論文は、トラフィック分散によるキューイング・パフォーマンスの改善を解析的に研究する。ソースをGBMS[8]でソースとデスティネーション間のパスを離散時間キューでモデル化する。ランダム・オーダー分散がキューイングシステムで使用されると考える。

また、キューの長さの漸近のテール分布に対するランダム・オーダー分散の影響を検討する。

本論文は以下のように構成される。2節は、この論文の中で研究されたソースモデル、およびキューイングモデルについて記述する。3節は、キューイングモデルの漸近の解析を示す。4節は、キューの長さのテール分布に対するトラフィック分散の影響する数値結果を示す。結論は5節に記す。

2 モデル

この節では、本論文の中で考える基礎的なソースモデルについて最初に説明する。その後、ランダム・オーダー分散によって基礎的なソースモデルから生成される分散したソースモデルについて記述する。分散したソースモデルは、同じカテゴリーの基礎的なオリジナルのソースモデルになる。また、分散したソースモデルと基礎的なオリジナルのソースモデルのパラメーターは、一次方程式の関係である。ソースモデルについて説明する前に、ソースモデルに関連するシナリオを述べる。

・トラフィック分散が使用される場合、ソースによって生成されたトラフィックは物理的なリンクを共有しない多数のパスに関して、等しく分裂し送信される。より明確に言うと、ソースによって生成されたパケットを送信するパスは、多数のパス中で任意に選択されている。言い換えれば、ランダム・オーダー分散が使用される。分散のために使用された多数のパスの数はディスパーション・ファクターと呼ばれる。
・本論文の中で考えるモデルでは、時間がスロットと呼ばれた等しい間隔に分割される。また、スロット長さは時間の1ユニットと等しい。

2.1 基本ソースモデル

本論文では、[8],[9]で示されたGBMSを少し拡張したGBMSを基礎的なソースモデルと見なす。実際、本論文の中で考えるGBMSのパラメーター θ が1に等しい場合、GBMSは[8],[9]に示されたGBMSになる。

GBMSについて説明する前に、GBMSの特別の場合であるBMSについて記述する。任意のスロットでは、BMSは異なる2状態のうちの1つである:オン状態およびオフ状態。オフ状態ではパケットを生成しない。また、オン状態は、すべてのスロット毎に確率 θ で1つのパケットを生成する。オン状態(オフ状態)からオフ状態(オン状態)への推移確率は、 $1-\alpha$ ($1-\beta$)によって表示される ($0 < \alpha < 1$ および $0 < \beta < 1$)。

BMS の状態推移図は、

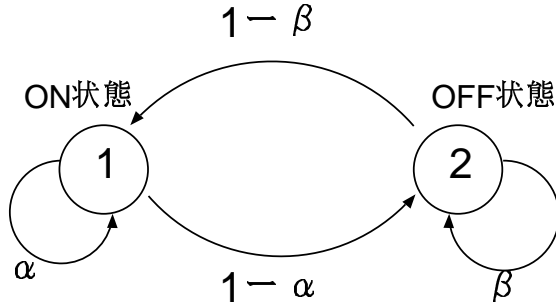


図 1 BMS の状態推移図

オン状態からオン状態が 1 から 1、オン状態からオフ状態が 1 から 2 で表され、オフ状態からオン状態が 2 から 1、オフ状態からオフ状態が 2 から 2 で表される。

推移行列で表すと、

$$\begin{pmatrix} \alpha & 1 - \alpha \\ 1 - \beta & \beta \end{pmatrix}$$

次に確率母関数について考える。 P_n はオン状態でのパケットの生成個数が n である確率とし、オン状態における 1 スロットでのパケット生成数に関する母関数は、

$$\sum_{n=0}^{\infty} P_n z^n$$

で表される。

$$P_n = \begin{cases} 1 - \theta & (n = 0) \\ \theta & (n = 1) \\ 0 & (n = 2, 3, \dots) \end{cases}$$

よって、

$$\sum_{n=0}^{\infty} P_n z^n = 1 - \theta + \theta z$$

となる。

BMS の行列確率母関数は

$$\hat{A}_{\theta, \alpha, \beta}^*(z) = \begin{pmatrix} \alpha(1 - \theta + \theta z) & 1 - \alpha \\ (1 - \beta)(1 - \theta + \theta z) & \beta \end{pmatrix} \quad (1)$$

で、与えられる。

3つのパラメーター G : 平均バーストサイズ、 ρ : 平均レート、 B : BMS の平均バースト長 (または θ, α, β) で BMS がそれぞれ特徴づけられることに着目する。平均バーストサイズ (G): 1 回のオン状態で生成されるパケットサイズの合計、平均レート (ρ): オン状態、オフ状態を合わせた 1 スロットあたりの平均パケット生成数、平均バースト長 (B): 1 回のオン状態の平均ス

ロット数

パラメーター間で以下の関係が成立する。

$$\alpha = 1 - \frac{1}{B} \quad \beta = 1 - \frac{\rho}{(\theta - \rho)B}$$

$$G = \theta B \quad \rho = \frac{\theta(1 - \beta)}{2 - \alpha - \beta}$$

以下でパラメーター間の関係式を導く過程を示す。上記の平均レート (ρ) は次のようにして求められる。

π_1 は、定常状態で状態 1 (オン状態) をとる確率とし、 π_2 は、定常状態で状態 2 (オフ状態) をとる確率とする。

$$\pi = (\pi_1, \pi_2) \quad (2)$$

BMS の推移行列

$$P = \begin{pmatrix} \alpha & 1 - \alpha \\ 1 - \beta & \beta \end{pmatrix}$$

より、

$$\pi P = \pi \quad (3)$$

となる。 π は定常状態より、 P の確率で推移させても π は変わらない。また、

$$\pi e = 1 \quad (4)$$

である。(2)、(3) より

$$(\pi_1, \pi_2) \begin{pmatrix} \alpha & 1 - \alpha \\ 1 - \beta & \beta \end{pmatrix} = (\pi_1, \pi_2)$$

となり、

$$(\pi_1 \alpha + \pi_2 (1 - \beta), \pi_1 (1 - \alpha) + \pi_2 \beta) = (\pi_1, \pi_2)$$

$$\pi_1 = \pi_1 \alpha + \pi_2 (1 - \beta) \quad (5)$$

$$\pi_2 = \pi_1 (1 - \alpha) + \pi_2 \beta \quad (6)$$

となる。

式 (4)、(5)、(6) より π_1, π_2 を導く。

$$\pi_1 = \frac{1 - \beta}{2 - \alpha - \beta}$$

$$\pi_2 = \frac{1 - \alpha}{2 - \alpha - \beta}$$

となる。

上記より、 π_1 は、オン状態の確率で θ の確率でパケットを生成するので ρ は、下式になる。

$$\rho = \frac{\theta(1-\beta)}{2-\alpha-\beta}$$

パラメーターを θ, α, β で示した BMS については、 $\hat{A}_{\theta, \alpha, \beta}^*(z)$ の最大固有値 $\hat{\delta}_{\theta, \alpha, \beta}^*(z)$ が

$$\hat{\delta}_{\theta, \alpha, \beta}^*(z) = \zeta(z) + \sqrt{\zeta(z)^2 - \kappa(z)} \quad (7)$$

$$\zeta(z) = \frac{\alpha\phi(z) + \beta}{2}$$

$$\kappa(z) = (\alpha + \beta - 1)\phi(z)$$

$$\phi(z) = 1 - \theta + \theta z$$

で、あると分かる。

BMS のピークレートが 1 に制限されることに着目する。モデリング中のこの困難を克服するために、GBMS と呼ばれるソースモデルを考える。ソースは、 R スロットごとに最大で 1 パケットを生成するように制限される。すべての R スロットの中で、それは対応する BMS と同じように振舞う。このソースモデルを GBMS と呼ぶ。したがって、BMS は $R=1$ である GBMS の特別の場合である。パラメーターを R, θ, α, β で示した GBMS の行列確率母関数は

$$\hat{A}_{R, \theta, \alpha, \beta}(z) = \begin{pmatrix} O_{2(R-1), 2} & E_{2(R-1), 2(R-1)} \\ \hat{A}_{\theta, \alpha, \beta}^*(z) & O_{2, 2(R-1)} \end{pmatrix} \quad (8)$$

である。ここに $O_{i,j}$ と $E_{i,i}$ が $i \times j$ 零行列および $i \times i$ 単位行列をそれぞれ表示し、 $\hat{A}_{\theta, \alpha, \beta}^*(z)$ は (1) により与えられる。 $R=4$ である GBMS の状態推移図は、図 2 に表示される。図 2 の状態 1 では、ソースが確率 θ でパケットを生成する状態を表示する。GBMS は、4 つのパラメーター G : 平均バーストサイズ、 ρ : 平均レート、 B : 平均バースト長、 R : GBMS のピークレート (または R, θ, α, β) によって特徴づけられる。パラメーター間で以下の関係が成立する。

$$\alpha = 1 - \frac{R}{B} \quad \beta = 1 - \frac{R^2\rho}{(\theta - R\rho)B}$$

$$G = \frac{\theta B}{R} \quad \rho = \frac{\theta(1-\beta)}{R(2-\alpha-\beta)}$$

パラメーターを R, θ, α, β で示した GBMS については、最大固有値が

$$\hat{\delta}_{R, \theta, \alpha, \beta}(z) = (\hat{\delta}_{\theta, \alpha, \beta}^*(z))^{1/R} \quad (9)$$

によって与えられる。

$\hat{\delta}_{\theta, \alpha, \beta}^*(z)$ が $\hat{A}_{\theta, \alpha, \beta}^*(z)$ の最大固有値で、(7) より与えられる。

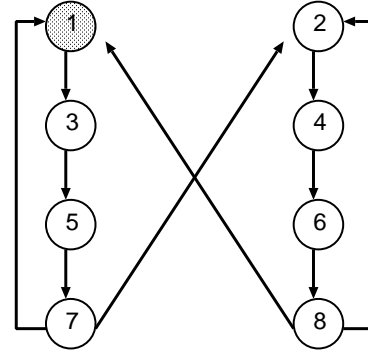


図 2 $R=4$ である GBMS の状態推移図

2.2 分散ソースモデル

今、トラフィック分散によってオリジナルの GBMS から生成された分散したソースモデルを考える。分散したソースモデルも GBMS のパラメーターによって記述される。しかし、分散したソースの GBMS のパラメーターはオリジナルの GBMS のものとは異なる。

もし GBMS によって生成されたそのトラフィックが d 個のバスに広げられれば、ディスパーション・ファクターは d と等しい。モデリングの視点から、この状況は以下のように考えることができる。ランダム・オーダー分散で、リンクへ送り込む GBMS は、 d バスへ送り込む同一の d 個の mini-GBMS へ分解される。またオリジナルの GBMS のパラメーター $(R, \theta, \alpha, \beta)$ と mini-GBMS のパラメーター $(R^{(d)}, \theta^{(d)}, \alpha^{(d)}, \beta^{(d)})$ の関係は、下記のように表現される。

$$R^{(d)} = R \quad (10)$$

$$\theta^{(d)} = \theta/d \quad (11)$$

$$\alpha^{(d)} = \alpha \quad (12)$$

$$\beta^{(d)} = \beta \quad (13)$$

mini-GBMS のパラメーターを (10),(11),(12),(13) のように決定すれば、mini-GBMS の平均バースト長は、オリジナルの GBMS の平均バースト長と等しい。mini-GBMS の平均レートの合計は、オリジナルの GBMS の平均レートと等しい。また mini-GBMS によって生成された平均バーストサイズの合計は、オリジナルの GBMS によって生成された平均バーストサイズの合計と等しい。注意するのが $d=1$ の時で、mini-GBMS はオリジナルの GBMS と同一である。言い換えると、トラフィック分散が使用されていない場合は、トラフィック分散が $d=1$ である特別の場合と見なすことができる。したがって、一般性を失うことなく、トラフィック分散が使用される場合だけを今後考える。

2.3 キューイングモデル

この副節では、本論文の中で考えた、キューイングモデルについて記述する。本論文では以下のシナリオを想定している。

- ・ 図3の中で示されるように、どんな物理的なリンクを共有しない L 本のパスがある。また、パスはすべて均質である。
- ・ ネットワークに J 個の GBMS がある。また、すべての GBMS は統計特性において均質である。
- ・ $d \leq L$ の値を得るとき、 l 番目のパス ($l = 1, \dots, Jd - ([Jd/L] - 1)L$) は、 $[Jd/L]$ mini-GBMSs を提供する。 l 番目のパス ($l = Jd - ([Jd/L] - 1)L + 1, \dots, L$) は、 $([Jd/L] - 1)$ 個の mini-GBMS を示す。 $[x]$ は x と等しいか、 x より大きい最小の整数を表す。

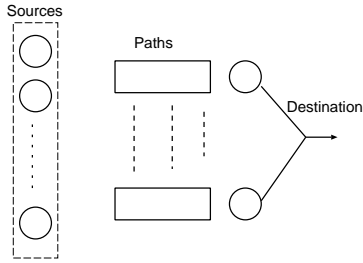


図3 ネットワークモデル

パスに対応するキューイングモデルについては、パケット・ロスが生じないと考える。また、パケットのサービス時間は1スロットとする。ディスパージョン・ファクターが d の時、キューイング過程を $\{X_n^{(d,l)}\}_{n=0}^{+\infty}$ とする。それは、以下の式で記述される。

$$X_{n+1}^{(d,l)} = (X_n^{(d,l)} - 1)^+ + A_n^{(d,l)} \quad (14)$$

$A_n^{(d,l)}$ はディスパージョン・ファクターが d と等しい場合に n 番目のスロット中にソースから l 番目のパスのパケット合計数を表わす確率変数である。 $\{X_n^{(d,l)}\}_{n=0}^{+\infty}$ はすべての d と l に関して定常であると仮定する。

3 キューイングモデルの漸近の解析

この節では、前節に記述されたキューイングモデル中のキューの長さの漸近テール分布を評価するために定式を示す。漸近解析 [6], [8], [9], [10] によって得られた結果を使い、容易に次の命題が得られる。

・ 命題

十分に大きな K および $d \leq L$ でいくつかの条件の下、定常状態キューの長さのテール分布 $\Pr(X_n^{(d,l)} > K)$ は、(15) として漸近的に表現される。

$$\Pr(X_n^{(d,l)} > K) = c^{(d,l)}(z^{(d,l)})e^{-K \log z^{(d,l)}} + O\left((z^{(d,l)})^{-K}\right) \quad (15)$$

$z^{(d,l)}$ は、 $z \in (1, \infty)$ である $z - \delta^{(d,l)}(z) = 0$ の最小の解である。また、 $\delta^{(d,l)}(z)$ は、下記の式より与えられる。

$$\delta^{(d,l)}(z) = \begin{cases} \hat{\delta}_{R^{(d)}, \theta^{(d)}, \alpha^{(d)}, \beta^{(d)}}(z)^{[Jd/L]} & \text{for } l = 1, \dots, Jd - ([Jd/L] - 1)L \\ \hat{\delta}_{R^{(d)}, \theta^{(d)}, \alpha^{(d)}, \beta^{(d)}}(z)^{[Jd/L]-1} & \text{for } l = Jd - ([Jd/L] - 1)L + 1, \dots, L \end{cases}$$

$\hat{\delta}_{R^{(d)}, \theta^{(d)}, \alpha^{(d)}, \beta^{(d)}}(z)$ はパラメーター $(R^{(d)}, \theta^{(d)}, \alpha^{(d)}, \beta^{(d)})$ で (9) 式を評価することにより得られる。 $c^{(d,l)}(z)$ は z の関数である。([6], [8], [9] 参照)

・ $c^{(d,l)}(z^{(d,l)})$ および $\log z^{(d,l)}$ が (15) に現われる定数は漸近減衰定数および漸近減衰率とそれぞれ呼ばれる。多くの研究では、 $\Pr(X_n^{(d,l)} > K)$ が (16) として近似されている。

$$\Pr(X_n^{(d,l)} > K) \approx e^{-K \log z^{(d,l)}} = (z^{(d,l)})^{-K} \quad (16)$$

この近似は、 $c^{(d,l)}(z^{(d,l)})=1$ を仮定している。有限のバッファークューのロス確率に対応する無限のバッファークュー中のキューの長さのテール分布と同一視することにより、 K が有限のバッファークューのバッファークュー・サイズを表示するところで、ロス確率 $P_{loss}^{(d,l)}$ は、 $P_{loss}^{(d,l)} \approx e^{-K \log z^{(d,l)}} = (z^{(d,l)})^{-K}$ として近似される。

4 数値結果

この節では、キューイング・パフォーマンスに対するトラフィック分散の影響を検討するために数値結果を示す。この節の中で示される数値結果では、各パス上のキューの長さのテール分布 $\Pr(X_n^{(d,l)} > K)$ が (16) によって近似されると考える。各パス上の送信レートは 150Mbps と等しいとする。また、パケットのサイズは 512byte と等しいとする。

図4に、ディスパージョン・ファクター d の関数としてテール分布 $\Pr(X_n^{(d,l)} > 40)$ を示す。 $J = 250$ および $L = 10$ として GBMS の数およびパスの数を設定した。データ1では、GBMSのパラメーターが、 $R = 10, \theta = 1.00, \alpha = 0.990$ および $\beta = 0.998$ として設定した。GBMSの特性はそのとき以下のとおりである:ピークレートは 15.0Mbps、平均レート 2.50Mbps、平均バースト長 2.73×10^{-2} sec および平均バーストサイズ 5.12×10^4 byte である。データ2では、GBMSのパラメーターが、 $R = 10, \theta = 1.00, \alpha = 0.890$ およ

び $\beta = 0.940$ として設定した。GBMS の特性はそのとき以下のとおりである:ピークレートは 15.0Mbps、平均レート 5.29Mbps、平均バースト長 2.48×10^{-3} sec および平均バーストサイズ 4.65×10^3 byte である。図 4 での "data1" はデータ 1 に対応し、"data2" は、データ 2 に対応する。

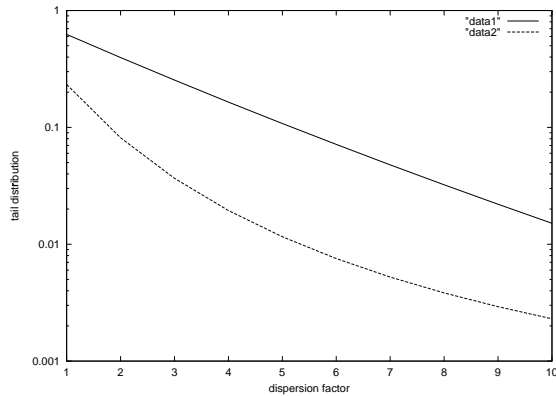


図 4 ディスパーション・ファクターがテール分布に与える影響

データ 1 中の GBMS は、データ 2 よりさらにバースト的に設定している。図 4 において観察されることは以下のことである。トラフィック分散は、キューの長さのテール分布を縮小し、パケットのキューイング・パフォーマンスを改善することができる。キューの長さのテール分布はディスパーション・ファクターの増加とともに減少する。テール分布の減少する速度は、ソースの統計特性に依存する。強いバースト性(データ 1)を持ったソースについては、テール分布が、 $d=1 \sim 10$ の範囲内にほとんど幾何的に減少する。弱いバースト性(データ 2)を持ったソースについては、テール分布が最初に急速に減少する。しかし、テール分布の減少する速度は徐々にディスパーション・ファクターの増加につれて遅くなる。したがって、トラフィック分散によるパフォーマンス改良に対するある"壁"が存在する可能性がある。この壁が到達する場合、ディスパーション・ファクターの一層の増加はキューイング・パフォーマンスを大幅に改善しない。MMPP ソースについてそのような壁がセル・ロス確率に対して存在するということが論文 [5] の中で示されている。トラフィック分散によりソースの平均バーストサイズがどのようにキューイング・パフォーマンス改良に影響するかを考える。図 5 と図 6 はディスパーション・ファクター (d) が 1, 2, 4 の時、オリジナルの GBMS の平均バーストサイズの変化によるテール分配 $\Pr(X_n^{(d,l)} > 40)$ を表示する。 $J = 80$ および $L = 4$ として GBMS の数およびバスの数をそれぞれ設定する。図 5 の中で、 $R = 10$ 、 $\theta = 1.00$ および $\beta = 0.998$ を固定している間、平均バーストサイズを変更する。平均バーストサイズの変化により、 α の値が変化す

る。図 6 の中で、 $R = 10$ 、 $\theta = 1.00$ および $\rho = 2.00 \times 10^{-2}$ を設定している間、平均バーストサイズを変更する。したがって、図 6 では、 α 、 β の値が、平均バーストサイズの変化に応じて変えられる。

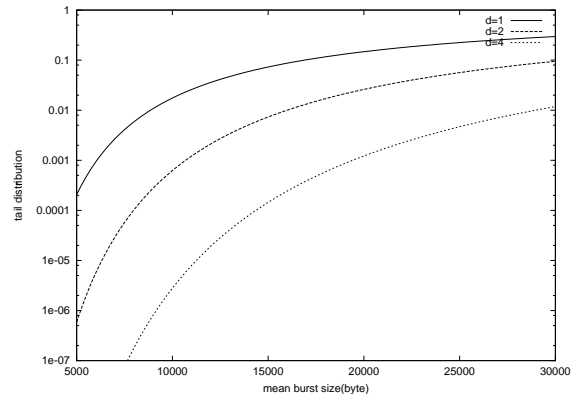


図 5 平均バーストサイズがテール分布に与える影響

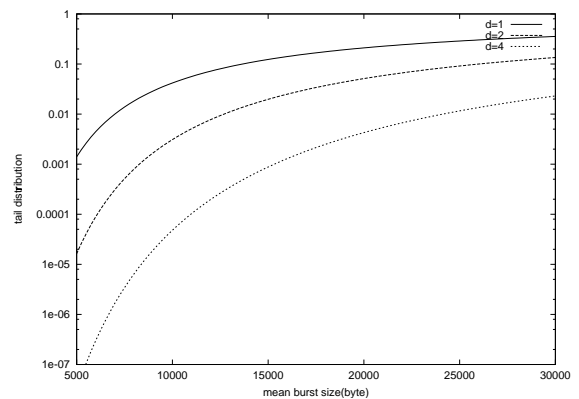


図 6 平均バーストサイズがテール分布に与える影響

図 5, 6 において下記を観察する。図 5, 6 ともにトラフィック分散によりキューイング・パフォーマンスを改善していることがわかる。図 5 と図 6 が同様の形をしていることから、キューイング・パフォーマンスの改善結果は、値 β よりも値 α の変化の方が顕著に表れ、平均バーストサイズの値でテール分布の値がある程度決まることがわかる。最後に、漸近減衰率比 $\log z^{(d,l)} / \log z^{(1,l)}$ を、キューイング・パフォーマンスにおけるパフォーマンス改良の基準と見なし、ソースの統計特性がトラフィック分散を行ったパフォーマンス改良の基準にどのように影響するか考える。

図 7 は、オリジナルの GBMS の平均バーストの機能として $d = 2, 4$ の漸近減衰率比 $\log z^{(d,l)} / \log z^{(1,l)}$ を示す。図 7 の設定は図 6 の設定と同じである。図 7 では、トラフィック分散を備えたパフォーマンス改良の影響が、ソースの平均バーストサイズの増加につれ

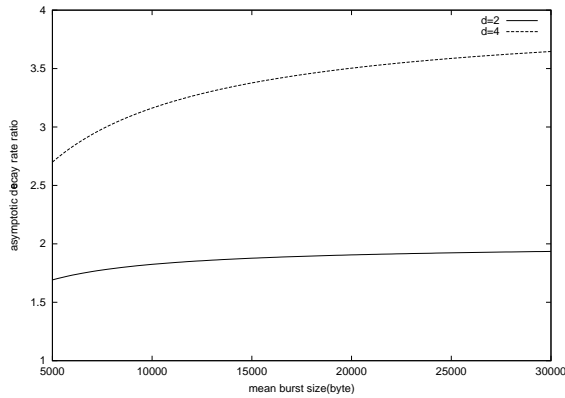


図7 漸近減衰率と平均バーストサイズ

てより大きくなると示されている。

5 結論

本論文では、数的にトラフィック分散によるキューイング・パフォーマンス改良を研究した。特にパス上のキューの長さのテール分布に対するランダム・オーダー分散の影響を調査した。

数値結果の図4の実験ではデイスパージョン・ファクターの増加がキューの長さのテール分布を縮小することで、キューイング・パフォーマンス改善の影響をより大きくすることが見られた。

次に図5、図6の実験において、 α の値を変化させたソースの平均バーストサイズの変化では、キューの長さのテール分布に与える影響は大きく見られるが、 β の変化によるバーストサイズの変化ではテール分布に与える影響は小さいことから、 α の値の変化の方がキューイング・パフォーマンス改善に大きく影響することが分かる。

また図7の実験において、デイスパージョン・ファクターが2の場合のキューイング・パフォーマンス改善よりもデイスパージョン・ファクターが4の場合のキューイング・パフォーマンス改善の方がより大きな効果があることが分かる。

さらに、トラフィック分散を行ったキューイング・パフォーマンスの改善の影響はソースの平均バーストサイズの増加につれて大きくなることも見られた。

すべての実験においてトラフィック分散がパケットのキューイング・パフォーマンスを改善することが見られた。

参考文献

[1] H.Adishesu, G.Parulkar and G.Varghese,"A reliable and scalable striping protocol," *ACM Comp. Commun. Rev.*,vol.26,pp.131-141,1996.
 [2] A.Banejea,"Simulation study of the capacity effects of dispersity routing for fault tolerant realtime channels," *ACM Comp. Commun. Rev.*,vol.26,pp194-

205,1996.
 [3] S.K.Biswas,R.Izmailov and B.Sengupta."Connection splitting: an efficient way of reducing call blocking in ATM," *IEEE/ACM Trans.Networking*,vol.8,pp.665-666,2000.
 [4] Q.-L.Ding and S.C.Liew,"A performance analysis of a parallel communications scheme for ATM networks," *Proc.of GLOBECOM'95*,pp.898-902,1995.
 [5] J.H.Déjean, L.Dittmann and C.N.Lorenzen."String mode - a new concept for performance improvement of ATM networks," *IEEE J.Sel.Areas Commun.*,vol.9,pp.1452-1460,1991.
 [6] E.Falkenberg,"On the asymptotic behavior of the stationary distribution of Markov chains of M/G/1-type," *Stoch.Mod.*,vol.10,pp.75-98,1994.
 [7] E.Gustafsson and G. Karlsson."A Literature survey on traffic dispersion," *IEEE Network*,vol11,no.2,p.28-36,1997.
 [8] F.Ishizaki and T.Takine,"Bounds for the tail distribution in a queue with the superposition of general periodic Markov sources." *Proc. of INFOCOM'97*,pp.1088-1095,1997.
 [9] F.Ishizaki, T.Takine, H.Terada and T.Hasegawa,"Loss probability approximation of a statistical multiplexer and its application to call admission control i high-speed networks," *Proc. of GLOBECOM'95*,pp.417-421,1995.
 [10] F.Ishizaki,"Queuing performance improvement with random order dispersion," *Proc. of ATNAC 2003*,2003.
 [11] R.Krishnan and J.A.Silvester,"The effect of multipath routing on the loss performance of multiplexed on-off sources," *Proc. of International Teletraffic Congress (ITC)14*,pp.941-950,1994.
 [12] N.F.Maxemchuck,"Dispersity routing in high-speed networks," *Comp.Networks and ISDN Syst.*,vol.25,pp.645-661,1993.
 [13] K.Sohraby," On the asymptotic behavior of heterogeneous statistical multiplexer with applications." *Proc. of INFOCOM'92*,pp.839-847,1992.
 [14] C.B.S.Traw and J.M.Smith,"Striping within the network subsystem," *IEEE Network*,vol.9,no4,pp.22-29,1995.