

1 はじめに

近年のインターネットの急速な普及に伴い、電子メールや WWW(World Wide Web) などの非実時間通信に加え、音声や動画像などの実時間通信に対する需要も高まってきている。一般に実時間通信は遅延時間に関して厳しいサービス品質 (QoS : Quality of Service) を要求する。実時間通信のトラフィックが大きな比重を占めるようになる将来のインターネットにおいて、実時間通信の要求するサービス品質を提供しながらネットワーク資源を有効に利用するために何らかの負荷分散技術の利用が必要だと考えられている。

パケット・ネットワークの中で負荷分散技術を実現する1つの方法が、トラフィック分散 ([1],[2]) である。トラフィック分散とは、「ソースからのトラフィックが多数のバスに広げられ、ネットワークを介して並列に送信する」技術のことである。トラフィック分散により、ソースから到着するバーストは、多くのサブバーストに分割され、それらのサブバーストは多数のバスに広がり、ネットワークを通して並列に送信される。つまり、バスが短い時間内で大量に負荷がかかる状況を避ける為、複数のバス上に負荷がかかるように送信するのである。その結果、トラフィック分散の利用により、リンクの利用とネットワークの実行を改善することが期待出来る。

本研究では、負荷分散技術の一種であるトラフィック分散を考え、トラフィック分散が行われるパケット交換網を研究する。特に、コネクション受付制御 (CAC) が行われるパケット交換網を想定し、トラフィック分散によるコネクションブロック率の改善効果を数値的に調べる。本研究では、QoS 保証を要求するアプリケーションから発生するトラフィックを GBMS(Generalized Binary Markov Source) でモデル化し、実効帯域に基づいた CAC が行われるものとする。

2 モデル

この節では、本研究の解析で使用する基本ソースモデルと、ランダム・オーダー分散によって、基本ソースモデルから生成される分散ソースモデルについて考える。ソースモデルについて説明する前に、本研究で想定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どんな物理的なリンクも共有しない多数のバスに等しく分割して送信される。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バスは、多数のバス中からランダムに選択される。トラフィック分散のために使用されたバスの数をデイスパーションファクター (d) と呼ぶ。

- ソースがすべて同じ QoS を要求すると考える。
- 時間がスロットと呼ばれる等しい間隔に分割される。また、このスロットの長さは、時間の 1 ユニットと等しい。

2.1 基本ソースモデル

ここでは、トラフィック分散におけるパケットの発生する確率 (α)、発生しない確率 (β)、トラフィックを分散させる数であるデイスパーションファクター (d)、バスの数 (L)、Generalized Binary Markov Source(以下 GBMS)([3],[4],[5]) のパラメーター (R) とする。まず、GBMS について説明する前に、GBMS の特例である BMS について説明する。BMS はオン状態、オフ状態の 2 つの異なる状態がある。オフ状態ではパケットを生成せず、オン状態では確率 θ でパケットを生成する。オン状態からオフ状態への遷移確率は $1-\alpha$ (逆の場合は $1-\beta$) ($0 < \alpha, \beta < 1$) と表す。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により、BMS によって生成された行列の行列確率母関数は (1) 式となる。

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

BMS が G, ρ, B (あるいは θ, α, β) の 3 つのパラメーターによって特徴づけられることに注目する。それは平均バーストサイズ (1 回オン状態に入り出るまでに生成されるパケットサイズの合計)、平均レート (オン状態、オフ状態を合わせた時、1 スロット毎に平均何パケット生成するか)、平均バースト長 (1 回オン状態に入ると、平均何スロットの間オン状態にいるか) をそれぞれ表わす。パラメーター間で以下の関係が成立する。

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

パラメーター (θ, α, β) を備えた BMS については、 $\hat{A}_{\theta, \alpha, \beta}^*(z)$ のペロン-フロベニウス固有値 $\hat{\delta}_{\theta, \alpha, \beta}^*(z)$ が、(2) 式であると分かる。

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

ここに

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

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

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

である。

BMS のピークレートが 1 に制限されることに注意する。モデル化におけるこの問題を克服するために GBMS と呼ばれるソースモデルを考える。そのソースは、 R スロット毎に最高 1 つのバケットを生成するように制約される。そして R スロット毎に、対応する BMS と同じように振舞う。このソースモデルを GBMS と呼んでいる。このように BMS は $R = 1$ の特別な状態である。BMS と同様に、パラメーター $(R, \theta, \alpha, \beta)$ を備えた GBMS の行列母関数 $\hat{A}_{R,\theta,\alpha,\beta}(z)$ は、(3) 式になる。

$$\hat{A}_{R,\theta,\alpha,\beta}(z) = \begin{pmatrix} O_{2(R-1),2} & E_{2(R-1),2(R-1)} \\ \hat{A}_{\theta,\alpha,\beta}^*(z) & O_{2,2(R-1)} \end{pmatrix} \quad (3)$$

$O_{i,j}$ と $E_{i,j}$ はそれぞれ $i \times j$ の零行列と $i \times i$ の単位行列を示し、 $\hat{A}_{\theta,\alpha,\beta}^*(z)$ は (2) 式によって与えられる。GBMS が、3 つのパラメーター G, ρ, B および R によって特徴づけられることに注目する。それらは、平均バーストサイズ、平均レート、平均バースト長と GBMS のピークレートの逆数をそれぞれ表す。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 $(R, \theta, \alpha, \beta)$ を備えた GBMS については、ペロン-フロベニウス固有値 $\hat{\delta}_{R,\theta,\alpha,\beta}(z)$ は (4) 式によって与えられる。

$$\hat{\delta}_{R,\theta,\alpha,\beta}(z) = (\hat{\delta}_{\theta,\alpha,\beta}^*(z))^{\frac{1}{R}} \quad (4)$$

2.2 分散ソースモデル

この節では、トラフィック分散によってオリジナル GBMS から生成される分散したソースモデルについて説明する。GBMS によって生成されたトラフィックが d 個のバスに広げられると仮定すると、モデリングの観点から、この状況は以下のように考えられる。ランダム・オーダー・トラフィック分散でリンクへ流れ込む GBMS は、 d 個のバスへ流れ込む d 個の同一の mini-GBMS に分解される。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 $d = 1$ の特別な場合とみなすことができる。([6])

3 実効帯域に基づくコネクション受付制御 (CAC)

この節では、実効帯域アプローチの簡潔な説明 ([7],[8],[9],[10] 参照) と、実効帯域に基づいた CAC の簡潔な記述を与える。

3.1 実効帯域関数

まず、漸近減衰率関数についての概念から始める。以下の式によって一般的なソースにおける漸近減衰率関数 $\psi(z)$ ($z > 1$) を定義する。

$$\psi(z) = \lim_{t \rightarrow \infty} \frac{1}{t} \log E[z^{A(t)}]$$

$A(t)$ は時刻 $[0, t)$ (時刻 0 以上 t 未満) 中のソースからの流入量を表す。ソースの実効帯域関数と呼ばれる z の関数 $\gamma(z)$ を

$$\gamma(z) = \frac{\psi(z)}{\log z}$$

により定義する。 $\psi(z)$ が凸なので、実効帯域関数 $\gamma(z)$ は z の増加する関数である。 $\gamma(z)$ は z が 1 に近づくときソースの平均レートに収束し、 z が無限大に近づくときはソースのピークレートに収束する。次式は GBMS の実効帯域関数を得るために使用される。([14]) $\hat{A}_{R,\theta,\alpha,\beta}(z)$ をパラメーター $(R, \theta, \alpha, \beta)$ の GBMS の行列母関数とする。GBMS の実効帯域関数 $\gamma_{R,\theta,\alpha,\beta}(z)$ は (5) 式によって与えられる。

$$\gamma_{R,\theta,\alpha,\beta}(z) = \frac{\log \delta_{R,\theta,\alpha,\beta}(z)}{\log z} \quad (5)$$

$\Gamma_{R,\theta,\alpha,\beta}^{(d)}(z)$ は、 d 個の mini-GBMS によって要求された総実効帯域関数を示す。オリジナル GBMS が d で分散する場合、 $\Gamma_{R,\theta,\alpha,\beta}^{(d)}(z)$ もオリジナル GBMS の総実効帯域関数と見なされ、以下の式により与えられる。

$$\Gamma_{R,\theta,\alpha,\beta}^{(d)}(z) = d\gamma_{R,\theta,\alpha,\beta}^{(d)}(z) = d\gamma_{R,\theta/d,\alpha,\beta}(z) \quad (6)$$

3.2 トラフィック分散におけるコネクション受付制御 (CAC)

本節では、本論文の中で考えているコネクション受付制御 (CAC) について述べる。独立な J 個の GBMS があり、各 GBMS がパラメーター $(R_j, \theta_j, \alpha_j, \beta_j)$ と、実効帯域関数 $\gamma_{R_j,\theta_j,\alpha_j,\beta_j}(z)$ ($j = 1, \dots, J$) を持つと仮定する。さらに j 番目の GBMS がデイスパーションファクター d_j で分散すると仮定する。各バス上のキューイング過程は、離散時間の無限バッファークューとしてモデル化されると仮定する。

$\{X_n^{(l)}\}$ を l 番目 ($l \in 1, \dots, L$) のバス上のキューイング過程を表わす確率過程とする。 $\{X_n^{(l)}\}_{n=0}^{+\infty}$ の発展が (7) 式によって与えられると考える。

$$X_{n+1}^{(l)} = (X_n^{(l)} - 1)^+ + A_n^{(l)} \quad (7)$$

$A_n^{(l)}$ は、 n 番目のスロットの中に、ソースから l 番目のバスに着くパケットの合計を示す確率変数である。

(8) 式によって与えられた (l, j) 番目の要素 $h_{l,j}$ ($l = 1, \dots, L; j = 1, \dots, J$) を持つ $L \times J$ の行列 H をここに定義する。

$$h_{l,j} = \begin{cases} 1 & (j \text{ 番のソースが } l \text{ 番のバスに送信する時}) \\ 0 & (\text{それ以外}) \end{cases} \quad (8)$$

また、 $1 \times J$ 行のベクトルを $d = (d_1, \dots, d_j)$ と定義する。その次に $e'H = d$ (e' は 1 にすべて等しい要素を持つ $1 \times L$ 行のベクトルを意味する) とする。QoS 保証の実行基準として、 l 番目のバス ($l = 1, \dots, L$) 上の定常状態キューの長さ $X^{(l)}$ のテール分布を (9) 式を利用することにする。

$$P_r(X^{(l)} > b) \leq p \quad (9)$$

(9) 式での b と p は実行基準に関連した定数である。

$J \times 1$ 列のベクトル γ を

$$\gamma = (\gamma_{R_1, \theta_1, \alpha_1, \beta_1}^{(d_1)}(p^{-1/b}), \dots, \gamma_{R_j, \theta_j, \alpha_j, \beta_j}^{(d_j)}(p^{-1/b}))' \quad (10)$$

で定義する。(10) 式での $'$ はベクトルの転置を意味する。 $h_{l,j} = 1$ における l 番目のバス上の j 番目の GBMS の実効帯域を $\gamma_{R_j, \theta_j, \alpha_j, \beta_j}^{(d_j)}(p^{-1/b})$ と呼ぶ。また、 j 番目の GBMS (または、 j 個の mini-GBMS) によって要求された総実効帯域を $\Gamma_{R_j, \theta_j, \alpha_j, \beta_j}^{(d_j)}(p^{-1/b})$ と呼ぶ。

次に、トラフィック分散を行った場合の実効帯域に基づいた CAC の動作について説明する。(7) 式に記述される動的なキューの中で、(11) 式の不等式が満たされる時、QoS 基準 (9) 式は十分に大きな b に対して満たされる。

$$H\gamma \leq e, \quad (11)$$

(11) 式の e は、1 にすべて等しい要素を持つ $L \times 1$ 列のベクトルを意味する。(11) 式がある行列 H で満たされる時、 H によって決定されるバスの配置を許容可能であると言う。トラフィック分散を行った場合の実効帯域に基づいた CAC は以下のように実行される。既存のコネクションに加え到着したソースが要求するコネクションも考慮した時の行列 H が許容可能ならば、そのソースはネットワークに受け入れられ、そうでなければそのソースは拒絶される。

4 数値結果

この節では、システム実行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。最初に、ソースが要求する総実効帯域に対するトラフィック分散の影響を調べる。この節での数値結果は、各バスのリンクレートは 150Mbps およびパケット長は 512byte と考える。

4.1 総実効帯域

この副節では、ソースの要求する総実効帯域に対するトラフィック分散の影響を検討する。ソースの要求する総実効帯域が小さい程パケットは余っているバスに入りやすく、大きいとパケットがあふれてしまう。このことからソースの要求する総実効帯域が小さい程、ソースのブロック率の縮小に繋がることが言える。なお、ソースの要求する総実効帯域は (リンクレートが 150Mbps なので) (5) 式に 150 をかけて求める。

4.1.1 GBMS のパラメーター p の値を比較した時の総実効帯域

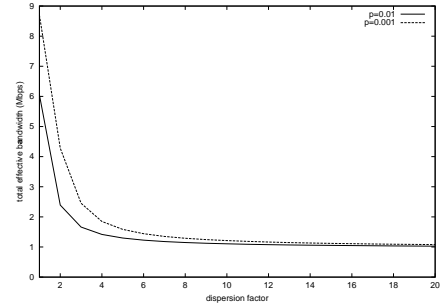


図 1: ソースの要求する総実効帯域

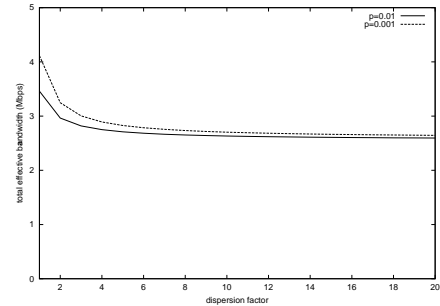


図 2: ソースの要求する総実効帯域

図 1 は、ディスパージョンファクター (d) の関数としてソースの要求する総実効帯域を示す。GBMS のパラメーターは、 $R = 10, \theta = 1.00, \alpha = 9.70 \times 10^{-1}, \beta = 9.98 \times 10^{-1}$ と設定する。GBMS の特性を以下のようにする。ピークレートは 15.0Mbps、平均レートは 9.38×10^{-1} Mbps、平均バースト長は 9.10×10^{-3} 秒、および平均バーストサイズは 1.71×10^4 byte である。GBMS が要求する実行基準 (9) 式に関連したパラメーターは、 $b = 100, p = 1.0 \times 10^{-2}$ と $b = 100, p = 1.0 \times 10^{-3}$ に設定する。これは実行基準に関連した定数 p の値が小さい程 QoS 保証の条件が厳しい。図 2 はディスパージョンファクター (d) の関数としてソースが要求する総実効帯域を示す。GBMS のパラメーターは、 $R = 10, \theta = 1.00, \alpha = 9.00 \times 10^{-1}, \beta = 9.80 \times 10^{-1}$ と設定する。GBMS の特性を以下のようにする。ピークレートは 15.0Mbps、平均レートは 2.50Mbps および平均バースト長は 2.73×10^{-3} 秒、平均バーストサ

イズは 5.12×10^3 byte である。したがって、図 2 中の GBMS は図 1 中より少ないバースト性である。ソースが要求する実行基準 (9) 式に関連したパラメータは、 $b = 100, p = 1.0 \times 10^{-3}$ と $b = 100, p = 1.0 \times 10^{-2}$ に設定する。図 1 と図 2 より、トラフィック分散をすることによりソースの要求する総実効帯域を減少出来る。また、ディスペーションファクター (d) の増加につれて、ソースの要求する総実効帯域はほとんど GBMS の平均レートに減少することも分かる。そしてディスペーションファクター (d) が 2 のような小さな値の時でさえ、ソースの要求する総実効帯域を大幅に減少出来る。

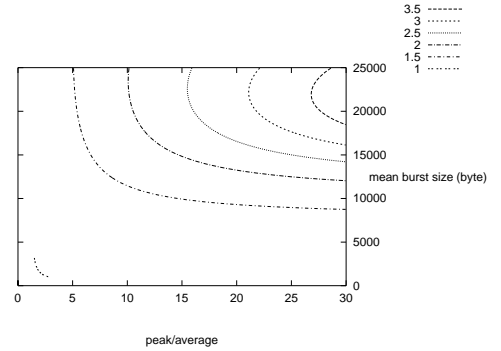


図 5: 総実効帯域の縮小比率
 $\Gamma^{(1)}/\Gamma^{(2)}(b = 200, p = 1.0 \times 10^{-2})$

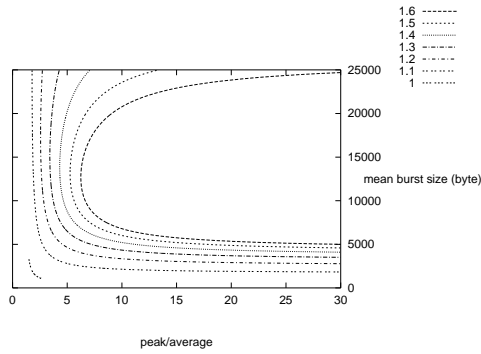


図 3: 総実効帯域の縮小比率
 $\Gamma^{(1)}/\Gamma^{(2)}(b = 200, p = 1.0 \times 10^{-3})$

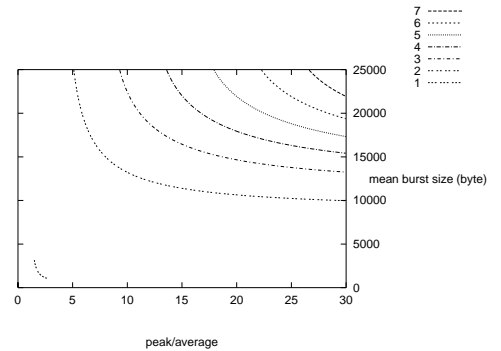


図 6: 総実効帯域の縮小比率
 $\Gamma^{(1)}/\Gamma^{(4)}(b = 200, p = 1.0 \times 10^{-2})$

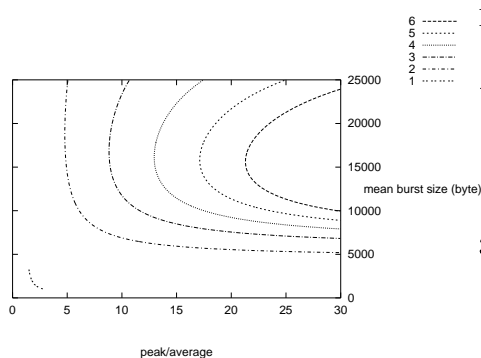


図 4: 総実効帯域の縮小比率
 $\Gamma^{(1)}/\Gamma^{(4)}(b = 200, p = 1.0 \times 10^{-3})$

GBMS が要求する総実効帯域の縮小比率 $\Gamma_{R,\theta,\alpha,\beta}^{(1)}(p^{-1/b})/\Gamma_{R,\theta,\alpha,\beta}^{(d)}(p^{-1/b})$ を縮小結果の基準とみなす。図 3~図 6 は、X 軸および Y 軸がオリジナル GBMS の平均レートに対するピークレートの比率、および、オリジナル GBMS の平均バーストサイズをそれぞれ表すことで、縮小比率の等高線を示す。全ての図中において、オリジナル GBMS のピークレートおよび θ は、15.0Mbps と 1 にそれぞれ固定する。図 3 と図 4 (図 5 と図 6) は、それぞれ $d = 2$ および $d = 4$ の時の縮小比率の等高線を表している。QoS が要求するパラメータを、図 3 と図 4 は、 $b = 200$ および $p = 1.0 \times 10^{-3}$ に、図 5 と図 6 は、 $b = 200$ および $p = 1.0 \times 10^{-2}$ と設定する。したがって、図 3 と図 4 中の必要な QoS は、図 5 と図 6 のより厳しい。図 3~図 6 において、下記を観察する。縮小結果は、平均レートに対するピークレートの比率の増加につれてより大きくなる。平均レートに対するピークレートの比率が固定している一方、平均バーストの増加につれて、縮小結果は最初より大きくなる。しかし、平

均バーストサイズがある値より大きな場合、縮小結果は、平均バーストサイズの増加につれてより小さくなる。言い換えれば、縮小結果が最大になるような最適な平均バーストサイズが存在する。最適な平均バーストサイズは、ディスペーションファクター (d) の値および要求する QoS に依存する。しかし、最適な平均バーストサイズは、平均レートに対するピークレートの比率に鈍感である。ディスペーションファクター (d) が大きく、QoS 保証の条件が緩い場合、最適な平均バーストサイズは大きくなる。

4.2 ソースのブロック率

この副節ではレート λ のポアソン過程によってネットワークにソースが到着し、接続を保持する時間が、平均 $1/\mu$ を備えた指数分布に従うと仮定する。さらに、ソースが統計特性において均質であると考え。上記の設定の中で $d \leq L$ とすれば、ネットワークに受け入れられたソースの数は、 $M/M/N^{(d)}/N^{(d)}$ キュー中のカスタマーの数としてモデル化され、カスタマーの平均サービス時間は $1/\mu$ と等しい。 $d \leq L$ の時、 $[x]$ は x 以下の最大の整数とすると、

$$N^{(d)} = \left\lfloor \frac{L[1/\gamma_{R,\theta,\alpha,\beta}^{(d)}]}{d} \right\rfloor \quad (12)$$

により、 $N^{(d)}$ が与えられる。したがって、ディスペーションファクター (d) が d の時、ソースのブロック率 $P_B^{(d)}$ は、 $M/M/N^{(d)}/N^{(d)}$ キュー中のブロック率と見なされ、 $d \leq L$ に関して (13) 式によって与えられる。

$$P_B^{(d)} = \frac{(1/N^{(d)!})(\lambda/\mu)^{N^{(d)}}}{\sum_{i=0}^{N^{(d)}} (1/i!)(\lambda/\mu)^i} \quad (13)$$

4.2.1 実行基準に関連した定数 p を変化した時のブロック率改善の比較

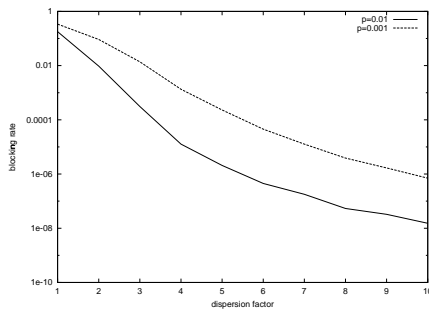


図 7: ブロック率とディスペーションファクターの関係

図 7 は、ディスペーションファクター (d) が 1 から 10 まで増加する時の、ブロック率の変化を表している。図 7 では、 $\alpha = 9.375 \times 10^{-1}$ 、 $\beta = 9.843 \times 10^{-1}$ 、 $\lambda = 2.00/\text{秒}$ 、 $1/\mu = 1.80 \times 10^2 \text{ 秒}$ 、 $R = 10$ 、 $L = 10$

に値を設定する。そして、オリジナル GBMS のピークレートを 15.0Mbps、平均レートを 3.00Mbps、平均バーストサイズを $8.20 \times 10^3 \text{ byte}$ 、平均バースト長を $4.37 \times 10^{-4} \text{ 秒}$ に設定している。この節では、GBMS によって要求される (9) 式の実行基準に関連したパラメーターを、 $b = 100$ 、 $p = 1.0 \times 10^{-3}$ と、 $b = 100$ 、 $p = 1.0 \times 10^{-2}$ という 2 つの場合のブロック率改善を比較した。従って、GBMS が要求する QoS は、 $p = 1.0 \times 10^{-2}$ の時より $p = 1.0 \times 10^{-3}$ の時の方が厳しくなる。図 7 を見ると、ディスペーションファクター (d) が増加すると、ブロック率は次第に減少していく。また、ディスペーションファクター (d) が小さい時、すなわち $d = 2$ のように小さい値の時でさえ、トラフィック分散はソースのブロック率を十分に減少できる事が分かる。

4.2.2 ブロック率と平均バーストサイズとの関係

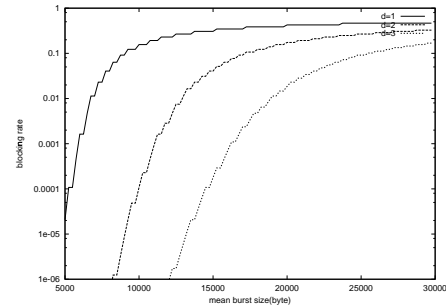


図 8: ブロック率と平均バーストサイズの関係 ($b = 100, p = 1.0 \times 10^{-3}$)

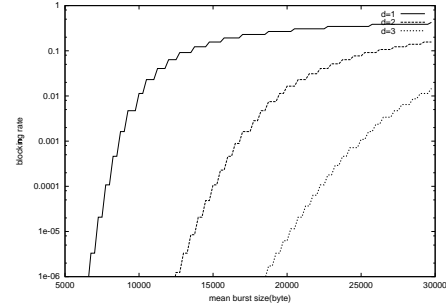


図 9: ブロック率と平均バーストサイズの関係 ($b = 100, p = 1.0 \times 10^{-2}$)

この副節では、ソースの統計特性がトラフィック分散を備えた性能改善にどのように影響するかを示す。図 8 と図 9 は、オリジナル GBMS の平均バーストサイズの関数として $d = 1, 2, 3$ の時のブロック率 $P_B^{(d)}$ を表している。それぞれの図では、 $\lambda = 8.00 \times 10^{-1}/\text{秒}$ 、 $1/\mu = 1.80 \times 10^2 \text{ 秒}$ 、 $L = 6$ 、オリジナル GBMS の平均レートを 3.00Mbps、オリジナル GBMS のピークレートを 15.0Mbps、 $\theta = 1.00$ に値を設定している。その上で (13) 式によりブロック率を求める。今回設定した値の時、より大きい平均バーストサイズは、より強

いバースト性になることが分かる。図 8 は、 $b = 100$ 、 $p = 1.0 \times 10^{-3}$ に、図 9 は $b = 100$ 、 $p = 1.0 \times 10^{-2}$ に値を設定している。図 8 と図 9 を見ると、ブロック率は、平均バーストサイズの増加につれて増加する事が分かる。しかし、平均バーストサイズがある閾値より大きくなる場合、ブロック率は飽和状態になる。平均バーストサイズの閾値は、ディスパージョンファクター (d) に依存し、その閾値はディスパージョンファクター (d) が増加するにつれて大きくなる。

4.2.3 ブロック率と到着率との関係

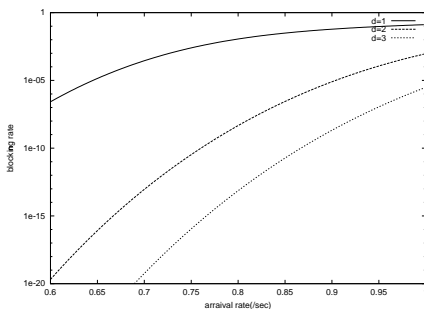


図 10: ブロック率と到着率の関係

次に、ソースの到着率がトラフィック分散を備えた性能改善にどのように影響するかを示す。図 10 は、到着率 λ の関数として $d = 1, 2, 3$ の時のブロック率 $P_B^{(d)}$ を表している。この図中では、 $\alpha = 9.27 \times 10^{-1}$ 、 $\beta = 9.82 \times 10^{-1}$ 、 $1/\mu = 1.80 \times 10^2$ 秒、 $L = 6$ 、 $R = 10$ 、 $\theta = 1.0$ 、 $b = 100$ 、 $p = 1.0 \times 10^{-3}$ という値に設定している。また GBMS の特性として、ピークレートを 15.0Mbps、平均レートを 9.38×10^{-1} Mbps、平均バースト長を 3.73×10^{-4} 秒、平均バーストサイズを 7.00×10^3 byte という値に設定している。図 10 で分かる事は、到着率が大きい場合でさえ、トラフィック分散が十分にブロック率を減少する事ができる。

5 考察

本研究では、負荷分散技術の一種であるトラフィック分散を考え、トラフィック分散が行なわれるパケット交換網を研究した。特に、コネクション受付制御 (CAC) が行なわれるパケット交換網を想定し、トラフィック分散によるコネクションブロック率の改善効果を数値的に調べた。本研究では、QoS 保証を要求するアプリケーションから発生するトラフィックを GBMS (Generalized Binary Markov Source) でモデル化し、実効帯域に基づいた CAC が行なわれるものとした。数値結果により、トラフィック分散が QoS 保証を要求するアプリケーションが要求する総実効帯域を減らすことが出来ること、その結果、コネクションブロック率を減少させることが出来る事が分かった。ブロック率と到着率との関係 (図 15) を見て分かるように、数値結果は、ソースの到着率が大きい場合で

え、トラフィック分散は十分にブロック率を減少出来ることを示している。さらに、ディスパージョンファクター (d) がある程度小さい値 (例えば $d = 2$ のような値) でさえ、トラフィック分散は、ソースのブロック率を大幅に減少出来ることも示している。また、トラフィック分散によるコネクションブロック率の改善効果は、ソースの発生するトラフィックのバースト性が高く、要求するサービス品質が厳しい時、大きくなる事が分かった。

参考文献

- [1] 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.655-666, 2000.
- [2] E.Gustafsson and G. Karlsson: "A Literature survey on traffic dispersion," IEEE Network, Vol11, No.2, p.28-36, 1997.
- [3] F.Isizaki 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.
- [4] F.Isizaki and T.Takine, "Cell loss probability approximations and their application to call admission control," Advances in Performance Analysis, vol.2, pp.225-258, 1999.
- [5] F.Isizaki, T.Takine, H.Terada and T.Hasegawa, "Loss probability approximation of a statistical multiplexer and its application to call admission control in high-speed networks," Proc. of GLOBECOM '95, pp.417-421, 1995.
- [6] F.Ishizaki: "On the reduction effect of effective bandwidth and blocking rate with random order dispersion," 2003.
- [7] C.-S. Chang and J. A. Thomas: "Effective bandwidths in high-speed digital networks," IEEE J.Sel. Areas Commun., vol.13, pp.1091-1100, 1995.
- [8] A.I.Elwalid and D.Mitra, "Effective bandwidths of general Markovian traffic sources and admission control of high speed networks," IEEE/ACM Trans. Networking, vol.1, pp.329-343, 1993.
- [9] F.P. Kelly, "Effective bandwidths at multi-class queues," Queueing Systems, vol.9, pp.5-16, 1991.
- [10] G. Kesidis, J. Walrand and C.-S. Chang, "Effective bandwidths for multiclass Markov fluids and other ATM sources," IEEE/ACM Trans. Networking, vol.1, pp.424-428, 1993.