

インターネット性能解析手法に関する 幾つかの話題

塩田 茂雄

インターネットのモデリングや性能解析手法に関する比較的最近の話題の中から、教科書的なORの手法が必ずしも使われているわけではないが、OR的な考え方が有効と思われるテーマを、今後の課題も含めて紹介する。

キーワード：フィードバック，Network Calculus，トラフィックの粗視化，PASTA，次数分布

1. はじめに

インターネットはこれまでに人類が創り出した最大規模のシステムの一つである。「システム的设计や運用時の意思決定を支援する数的手法」を研究対象とするオペレーションズ・リサーチ (OR) にとっては、その格好の研究ターゲットとなると思われる。しかし、その複雑さ故に、ORの分野で従来利用されてきた手法を直接適用することは難しいケースも多い。

本稿では、インターネットのモデリングや性能解析手法に関する比較的最近の話題の中から、教科書的なOR手法が必ずしも使われているわけではないが、OR的な考え方が有効と思われるテーマを、今後の課題も含めて紹介する。以下、2節では、到着レイトの動的な変動を別の確率過程が支配するような階層構造を有し、かつフィードバックのある到着過程の解析法を取り上げる。3節では、入力量の上限が確定的に規定された入力を持つ待ち行列システムの解析法を、その背景を含めて説明する。4節では、時間的に粗視化されたトラフィック情報に基づく性能推定の事例を説明する。5節では、良く知られたPASTA (Poisson Arrival See Time Average) にまつわるネットワーク測定のための研究を紹介する。6節では、ネットワークのトポロジカルな性質のモデル化を取り上げる。

2. 階層構造とフィードバックのある到着過程

インターネットトラフィックはパケットレベルとフ

ローレベルに階層化される。フローとは、同一の発着IPアドレス、発着ポート番号、プロトコル番号を持つパケットの集合であり、一つ (もしくは複数) のフローが一つの通信 (メール送受信、WEB閲覧など) に対応する。例えば、ホームページ上でハイパーリンクをクリックすると一つ以上のフローが設定され、パケットが流れ始める。フロー継続時間は数秒程度以下のものが大半であり、フローの発生・終了に伴い多重フロー数は変化する。ミクロに見ればパケットの到着レイトが動的に変わり、マクロでは到着レイトの変動をフローの発生・終了が支配している、そのような到着過程である。

トランスポート層でTCPが動作するフローはTCPフローと呼ばれる。TCPフローではフィードバック型の輻輳制御が行われており、現在のインターネットではTCPフローの割合が圧倒的に多いことから、TCP輻輳制御がトラフィックのマクロレベルの確率特性を本質的に支配している。例えば、ネットワークリソースに比べて入力トラフィックが多いとする。TCP輻輳制御がなければトラフィックのオーバーフロー (パケットロス) が発生するが、輻輳制御が行われると、オーバーフローを契機に、端末側は自律的に入力量を調整するため、入力トラフィック量は常にリソースに見合った量に保持される。

このように到着レイトの動的な変動を別の確率過程が支配するような階層構造を有し、しかもフィードバックのある到着過程を入力とする待ち行列システムを教科書的な手法で解析するのは困難と思われる。以下では、インターネットの性能評価の分野で用いられているアプローチの幾つかを紹介する。

TCPの輻輳制御は、通信経路の平均的なパケット

しおだ しげお

千葉大学 大学院工学研究科

〒263-8522 千葉市稲毛区弥生町1-33

ロス率や round trip time (RTT) の変化を見ながらパケットの送信レイト (正確にはウィンドウサイズ) を調整している。したがって、通信経路のパケットロス率および RTT と、端末が自律的に調整するパケット送信レイトとの間にある種の関数関係が存在するはずである。今、多重フロー数が I 本に固定されているケースを考え、フロー $i (i=1, \dots, I)$ のパケットロス率 p_i , round trip time RTT_i とパケット送信レイト r_i との間の関数関係を $r_i = h(p_i, RTT_i)$ と記す。さらに、パケットロスはある一箇所のボトルネックで発生し、ボトルネック箇所が待ち行列システムでモデル化できるとする。このとき、ボトルネックへの総パケット到着率 $\sum_i r_i$ とボトルネックで発生するパケットロス率 p との間には待ち行列システムの特性から決まる関数関係が存在する。これを $p = g(\sum_i r_i)$ とする。もしフロー継続中にシステムが平衡状態に達するのであれば、

$$r_i = h(p, RTT_i), (i=1, \dots, N), p = g\left(\sum_{i=1}^I r_i\right)$$

を満たす $r_i (i=1, \dots, I)$ と p が存在するはずである。これを数値的に求めることで、平衡状態における各フローのフローレイトとパケットロス率を評価することができる [3][9]。

なお、現在「TCP Reno」と呼ばれる TCP の輻輳制御のバージョンが広く使われている。TCP Reno が用いられる場合の関数関係 $r = h(p, RTT)$ については、Padhye らによる次の現象論的な関係式が有名である [18]。

$$r = h(p, RTT) = \min\left\{ \frac{W_m}{RTT}, \frac{1}{RTT \sqrt{\frac{2p}{3}} + T_0 \min\left(1, 3\sqrt{\frac{3p}{3}}\right) p(1+32p^2)} \right\}, \quad (1)$$

ここで W_m は最大ウィンドウサイズ、 T_0 はタイムアウト時間である。一方、 $p = g(\sum_i r_i)$ については、例えば M/M/1/K モデルを適用することにより、次の関係式を得ることができる。

$$p = g\left(\sum_i r_i\right) = \rho^K / \sum_0^K \rho^k, \quad \rho = \sum_i r_i L / C. \quad (2)$$

ここで L は平均パケットサイズである。多重フロー数が一定であれば、(1)と(2)を連立させて評価したシステムの状態はシミュレーション結果と良く一致する。

実際にはフローの多重本数が動的に変化する。このような場合、多重本数が変化した瞬間にシステムが平衡状態に達するという仮定を用いて、上述の手法により各多重状態でのシステムの状態を解析し、各多重状

態の実現確率を掛けて平均を取る手法が考えられる。一方、TCP の輻輳制御は入力トラフィック量を常にリンク容量に見合った量に保持する機能を持つという点に着目し、TCP の輻輳制御によるダイナミクスをより単純化したモデルも存在する [8][10][16]。このモデルでは、TCP フローはリンク容量を完全に均等にシェアして利用できることを仮定する (容量 C のリンクを I 本の elastic なフローが利用する場合、1本あたりのスループットは C/I になる)。この仮定のもとでは、TCP フローはその送信レイトをリンク容量に見合った値に弾力的に変更するので、このモデルは elastic traffic モデルとも呼ばれる。フローがポアソン過程に従って生成され、それぞれのフローはある確率的に決まる量のデータを送信すれば終了するならば、同時フロー数は M/G/1/PS モデルにおける系内容数と等価になり、フロー数が n に等しい確率 $\pi(n)$ は次式で与えられる。

$$\pi(n) = \rho^n (1 - \rho), \quad \rho = \lambda E[X] / C,$$

ここで λ はフロー生成率、 X はフローが送信するデータ量である。この分布形は X の分布に insensitive である。この分布形から、フローの平均スループットや継続時間を評価できる。

これら二つの例からわかるように、インターネットの性能評価はシステムの振る舞いを大胆にモデル化して行われることが多い。この分野では、ns2 などの各種シミュレーションツールの利用が普及しており、モデルや評価手法の妥当性を数学的に基礎付ける代わりに、往々にしてシミュレーションによりモデルの妥当性や評価法の解析精度を確認することが行われる (システムが複雑すぎて、理論で追いきれないという側面もある)。

なお、Padhye らの微視的モデルと、elastic traffic のような巨視的モデルの両方に関係する課題に、無線リンクのモデル化がある。無線 LAN の普及に伴い、端末から見た最初のリンクが無線であるケースが増えている。このようなケースでは、無線リンクがボトルネックリンクになり、end-to-end の性能を左右しやすい。しかし、無線 LAN のように媒体共有型のリンクは、単純な待ち行列でモデル化できない。さらに、無線リンクにおいては TCP フロー間にスループットの unfairness が生じることが知られており、(fair share を仮定する) 単純な elastic traffic モデルが成立しない。無線リンクのモデル化は重要な課題である。

3. 確率的記述と確定的記述

ATMやインターネットにおいて、コネクション指向型サービスの提供が検討されていた時期がある。コネクション指向型サービスでは、通信開始に先立って両端末間でコネクションを設定する。ネットワーク内の混雑度を勘案して、コネクション設定の可否を判断する制御を受付制御と呼ぶ。

受付制御のために、コネクション指向型サービスではユーザは入力トラフィック量をネットワークに申告しなければならない。また、ネットワーク側では、ユーザからの入力トラフィック量が申告値を遵守しているかを監視しなければならない。ここで問題となるのが、申告・監視の方法である。例えば、トラフィック量の時間平均が1 Mbpsであるとユーザが申告したとする。ネットワーク側は実際の入力量が平均して1 Mbps以下であることを監視することになる。しかし、たとえ最初の1分間の入力量の平均が1 Mbpsを超えていたとしても、直ちにそれが申告違反であると判断することはできない。次の1分間の入力量が1 Mbpsを大きく下回っていれば、2分間全体では平均値が1 Mbps以下となり、申告値を守っていることになるからである。平均値や分散など長時間平均で定義される確率モデルのパラメータは、監視には向いていない。

結局、監視が可能な申告方法として標準化されたのはリーキーバケットベースの申告であった。これは、 t 時間内の入力量 $A(t)$ が以下を満たすことを申告するものである。

$$A(t) \leq a(t) \stackrel{\text{def}}{=} \max\{rt, \rho t + \sigma\}. \quad (3)$$

ここで、 r はピークレイト、 ρ は平均レイト相当のパラメータであり、 σ はバーストサイズといわれる。平均や分散などにより確率的にトラフィックを記述する方法に対して、この方法ではトラフィック量の上限を確定的に記述することから「確定的記述法」ということができよう¹。

一方、確定的記述法を用いる場合、性能評価の方法が問題となる。受付制御では、ネットワーク内の混雑度を考慮してコネクション設定の可否を判断する。混雑度の尺度にはパケットロス率やパケット遅延が用いられる。混雑しやすいボトルネック箇所は待ち行列システムでしばしばモデル化されるため、確定的に記述

されたトラフィックを入力とする待ち行列システムの解析法が必要となった。ATMでは品質の確率的保障(遅延の $x\%$ 値、もしくはパケットロス率の保障)を指向したが、インターネット(IntServ)では、当初、品質の確定的保障(絶対遅延の保障)を指向していた。品質の確定的保障にトラフィックの確定的記述法は適しており、Cruz[7]やParekhら[19]の研究を契機として、その上限が確定的に記述されたトラフィック入力を有するネットワークの確定的な性能評価法が広く流行した。これはDeterministic Network Calculusと呼ばれる[4][6]。

Deterministic Network Calculusは、その名の通り、ネットワークの確定的な性能(end-to-end遅延の絶対値)を評価するための手法である。しかし、一つ意外な事実として、確定的に記述されたトラフィックモデルに基づいて待ち行列システムの確率的な性能(仮待ち時間の分布など)を評価できることを指摘しておく。例えば、 I 個の入力を持つ単一窓口無限バッファ待ち行列システムを考える。待ち行列内のトラフィック(仕事量)は一定の速度 C で処理されるとする。 i 番目の入力からの t 時間内の入力量を $A_i(t)$ とする。このとき、定常状態における系内トラフィック量(確率変数)を W で表すと、時間が T の単位で離散化されていれば、

$$\begin{aligned} P[W > x] &\leq \sum_n P\left[\sum_{i=1}^I A_i(nT) > x + nCT\right] \\ &\leq \inf_{\theta \geq 0} \sum_n e^{-\theta(x+nCT)} \prod_{i=1}^I E[e^{\theta A_i(nT)}], \end{aligned} \quad (4)$$

が成立する。ここで、 $A_i(t)$ がdeterministicな関数 $a_i(t)$ により上から押さえられるならば、(4)の右辺のモーメント母関数 $E[e^{\theta A_i(nT)}]$ は $a_i(t)$ を用いて次のように上から評価できる。

$$\begin{aligned} E[e^{\theta A_i(nT)}] &\leq 1 + \frac{\rho_i nT}{a_i(nT)} (e^{\theta a_i(nT)} - 1), \\ \rho_i &\stackrel{\text{def}}{=} \lim_{t \rightarrow \infty} \frac{a_i(t)}{t}. \end{aligned}$$

入力が一つしかない場合は、(4)はほとんど役に立たない。しかし、多数の独立な入力があると(4)は有意な結果を与えるようになる[5][17][22]。個々の入力についてはその最大値しかわからなくとも、各入力の統計的独立性により、重畳トラフィックについてはその上限値のみならず確率的な構造が見えてくるためである。

また、最近では、(3)を例えば以下のように一般化するモデルが検討されている。

$$P[A(t) > \max\{rt, \rho t + \sigma\}] < \epsilon.$$

¹ $a(t)$ (Traffic Envelope と呼ばれる) はより一般的な関数(劣加法性を持つ関数)に置き換えることができる。

これは監視装置が入力トラフィックの違反を確率的に許容するようなモデルに対応しており、Stochastic Network Calculus と呼ばれる[11][12]. これは、確率的記述法と確定的記述法の特徴を合わせもつモデルであり、純粋な確率モデルでは扱えないタイプの問題が解ける可能性もある。

4. 時間スケールの粗視化

ケンドールの記号に代表されるように、待ち行列理論では、システムへの入力は客の到着間隔とサービス時間分布で特徴付けられる。しかし、インターネットトラフィックにこの「特徴付け」が適しているとは限らない。ネットワークの広帯域化の動きはめざましく、ネットワーク内を流れるトラフィック量は年々増加している。10 Gbps の帯域を持つ通信リンクでは1,000 byte のパケットが1秒間に最大100万個以上到着し、その場合、パケットの到着間隔は1マイクロ秒以下になる。現実のネットワークの運用を考えると、マイクロ秒以下のオーダのパケットの到着間隔よりは、ミリ秒オーダで粗視化した特性、例えば、数ミリ~数十ミリ秒単位での到着量（到着バイト量）によりトラフィックを特徴付ける方が現実的である。

ここでは T 秒間隔でのシステムへの入力量、例えば $((n-1)T, nT]$ 間にシステムに到着する総バイト量 $a_n^{(T)}$ が連続的に観測されているケースを考えよう。残念ながら、 T 秒間の総バイト量の情報は典型的な粗視化情報であり、到着過程を一意に再現することはできない。つまり、同一の観測結果を示す、無数の異なる到着過程が存在し、それらを入力とする待ち行列システムはそれぞれ異なる性能を示す。

以下では、観測されたシーケンシャルな総バイト量 $\mathbf{a}^{(T)} = \{a_1^{(T)}, a_2^{(T)}, a_3^{(T)}, \dots\}$ を「観測過程」と呼び、(観測できない) 実際の到着過程を $\{\boldsymbol{\tau}, \mathbf{x}\}$

$$\boldsymbol{\tau} = \{\tau_1, \tau_2, \tau_3, \dots\}, \quad \mathbf{x} = \{x_1, x_2, x_3, \dots\},$$

で表すこととする (τ_i, x_i はそれぞれ i 番目のパケットの到着時刻とパケット長)。さらに、入力過程 $\{\boldsymbol{\tau}, \mathbf{x}\}$ を有限バッファ単一サーバ待ち行列 (バッファ長 B , 単位時間あたり処理量 C) に入力したとき、時刻 $(0, nT]$ 間に発生するバッファ溢れ量を $L(0, nT; \{\boldsymbol{\tau}, \mathbf{x}\})$ と記す。バッファ溢れ量 $L(0, nT; \{\boldsymbol{\tau}, \mathbf{x}\})$ は実際の到着過程 $\{\boldsymbol{\tau}, \mathbf{x}\}$ に依存するが、観測過程 $\mathbf{a}^{(T)}$ から $\{\boldsymbol{\tau}, \mathbf{x}\}$ を一意に知ることはできない。しかし、観測過程 $\mathbf{a}^{(T)}$ から $L(0, nT; \{\boldsymbol{\tau}, \mathbf{x}\})$ の上限を見積もるこ

とはできるかもしれない。実際、サンプルパス解析により、入力過程 $\{\boldsymbol{\tau}, \mathbf{x}\}$ が観測過程 $\mathbf{a}^{(T)} = \{a_1^{(T)}, a_2^{(T)}, a_3^{(T)}, \dots\}$ を再現するならば、以下が成立することが確かめられる[20][21].

$$L(0, nT; \{\boldsymbol{\tau}, \mathbf{x}\}) \leq \sum_{k=1}^n \left[a_k^{(T)} - \min \left\{ CT, \frac{B}{2} \right\} \right]^+ \quad (5)$$

ここで、 $[x]^+ = \max(x, 0)$ である。式(5)はトラフィック量の観測間隔 T を含んでいることに注意してほしい。 $T > B/2$ であれば、多くのケースで(5)の右辺は T に対して単調増加となる。つまり、観測間隔 T が大きく情報が粗いほど性能評価の精度は落ち、観測間隔 T が小さく情報の質が向上するほど性能評価結果は改善する。つまり、トラフィック測定系の能力が性能評価結果に反映され、性能評価の段階で測定系の能力を陽に意識できる結果となっている。

5. 観測による擾乱と PASTA

量子力学の有名な「不確定性原理」により、ミクロな粒子の位置と運動量は同時に正確に測ることができない。測定により粒子の運動が乱されるためである。例えば、粒子の位置を正確に測定しようとするほど、粒子に高いエネルギーの光を当てなければならぬため、粒子の運動量は乱されてしまう。

この観測による擾乱はミクロな世界に限定されることではない。通信中の2台のコンピュータ間の通信経路の状態を、試験パケットにより active 測定する場合にもあてはまる。試験パケットの印加により、通信経路は印加前の状態から必然的に変わってしまうので、active 測定では残念ながら通信経路を(観測の影響を除去して)正確に見ることができない。

観測による擾乱を考慮した active 測定に関する面白い研究結果が Baccelli らによって最近発表された[1][2]. Baccelli らは、印加する試験パケットの影響が避けられない通常の測定を「intrusive」な測定と呼び、試験パケットの影響がない理想化された測定を「non-intrusive」な測定と呼ぶ。さらに、彼らは良く知られた PASTA (Poisson Arrival See Time Average) 原理に着目する。PASTA により、試験パケットをポアソン過程で印加すれば、試験パケットは通信経路の定常状態をバイアス無しに観測できる。しかし、観測結果に試験パケットの影響が加わることは避けられない。もし、バイアス無しに観測できるメリットよりも、試験パケットによる擾乱のデメリットの方が大きければ、非ポアソンの印加方法を検討する余地は

ある。

Baccelli らはこの問題を極めてフォーマルに定式化し、以下の結論を導いた。

- (1) intrusive な測定の場合、定常状態をバイアス無しに観測できるのはポアソン過程だけである。
- (2) しかし、non-intrusive な測定の場合、ポアソン過程以外に、バイアス無しに観測できる確率過程が多数存在する²。
- (3) non-intrusive な測定の場合、ポアソン過程よりも測定結果の分散を抑えることのできる確率過程が多数存在する。

したがって、プローブパケットのサイズや送信レイトをできるだけ抑え、できるだけ non-intrusive な測定を行うのであれば、ポアソン過程での入力是最適といえず、他に望ましい印加方法が存在することになる。

6. ネットワーク構造のモデリング

インターネットは、その AS レベルトポロジーやルータレベルトポロジーの次数分布（ノードが張るリンク数の分布）がベキ則に従うことが知られている。次数分布がベキ則に従う性質を「スケールフリー性」と呼ぶ。スケールフリー性は複雑ネットワークの典型的な性質の1つである。このようなインターネットのトポジカルな性質を理解することは、ネットワーク構造が通信プロトコル（例えばルーティングプロトコルや TCP の輻輳制御など）に与える影響を知るために、また（ネットワークシミュレーションのために）擬似ネットワークをコンピュータ上で生成するために重要である。

ここでは擬似ネットワーク生成に焦点を当てる。擬似ネットワークを生成するためには、ネットワーク生成に十分な情報が得られなければならない。しかし、例えば次数分布の情報からネットワーク構造を一意に再現することはできない。同一の次数分布に従う多数の異なるネットワーク構造が存在し得るからである [13]。次数分布以外にも、クラスタ係数、ネットワークの距離、ノード間のホップ数の分布などネットワーク構造を特徴づける尺度が提案されている。しかし、これら特徴量をどのように組み合わせるとネットワー

ク構造を一意に再現できるのか、またどの特徴量が最も支配的なのか明確な答えは得られていない。これはネットワークのモデル化手法がまだまだ発展途上にあることを意味している。

ネットワークのモデル化に関して、最近、興味深い結果が Mahadevan らにより発表された [14][15]。例えば、次数が高いノードほど次数の低いノードと接続しやすいという性質があるとする。しかし、次数分布自身はこの種の性質に関する情報を含まない。この種の性質は、次数に関する 2 次の相関情報（任意に選んだリンクの両端ノードの次数が k と l に等しい確率 $P(k, l)$ など）で表現されるためである。さらに、2 ホップ先のノードの次数の傾向を知るためには、3 次の相関情報が必要である。Mahadevan らは、この次数分布の n 次の相関に着目し、多くのケースで 2 次の相関が十分な情報を与えうること、3 次の相関があれば AS およびルータレベルのインターネット構造をほぼ正確に再現できることを示した。

なお、次数分布の n 次の相関情報が与えられたとき、それを再現するネットワークを生成する手法はおそらく解決すべき課題として残されている。例えば、Mahadevan らは、与えられた次数分布の n 次の相関情報に適合するネットワークを生成するアルゴリズムを提案している [15]。しかし、彼らのアルゴリズムは与えられた次数分布を持つネットワークを 1 つ求め、次にそれを初期値として、相関情報にも適合するネットワークを探索的に求めるものであり³、解への到達性も保証されておらず、あまりきれいな方法とは言えない。グラフ理論的な考察に基づく、よりシンプルで分かりやすい手法が望まれる。

7. おわりに

本稿ではインターネットのモデリングや性能解析に関する比較的最近の研究例を紹介した。必ずしも古典的な OR 手法が使われているわけではないが、いずれも OR 的考え方が役立ち得るテーマであることはおわかりいただけたと思う。通信分野には数理的なアプローチを要する課題が多く存在する。今後、これまでもまして、通信と OR の分野との間での研究交流が活発に行われることを願う。

² 観測対象の確率過程（例えば virtual delay process など）がエルゴード的であれば、印加するトラフィックが mixing condition を満たしさえすればよい。このようなプローブトラフィックを彼らは「Non-Intrusive Mixing Arrivals」と呼んでいる。

³ 次数分布の情報は次数分布の 2 次の相関に含まれる。さらに次数分布の n 次の相関の情報は $n+1$ 次の相関に含まれる。

参考文献

- [1] F. Baccelli, S. Machiraju, D. Veitch and J. Bolot : The role of PASTA in network measurement. *ACM SIGCOMM* (2006).
- [2] F. Baccelli, S. Machiraju, D. Veitch and J. Bolot : On optimal probing for delay and loss measurement. *ACM Internet Measurement Conference* (2007).
- [3] T. Bu and D. Towsley : Fixed point approximations for TCP behavior in an AQM network. *ACM SIGMETRICS* (2001).
- [4] C. Chang : On deterministic traffic regulation and service guarantees : A systematic approach by filtering. *IEEE Trans. Inform. Theory*, **44** (1998) 1097-1110.
- [5] C. Chang, Y. Chiu and W. Song : On the performance of multiplexing independent regulated inputs. *ACM SIGMETRICS 2001* (2001).
- [6] C. Chang, R. Cruz, J. L. Boudec and P. Thiran : A min, +system theory for constrained traffic regulation and dynamic service guarantees. *IEEE/ACM Trans. Networking*, **10** (2002) 805-817.
- [7] R. Cruz : A calculus for network delay, part I: network elements in isolation. *IEEE Trans. Inform. Theory*, **37** (1991) 114-121.
- [8] S. Fredj, T. Bonald, A. Poutiere, G. Regnie and J. Roberts : Statistical bandwidth sharing : a study of congestion at flow level. *ACM SIGMETRICS* (2001).
- [9] R. Gibbens, S. Sargood, C. V. Eijl, F. Kelly, H. Azmoodeh, R. Macfadyen and N. Macfadyen : Fixedpoint models for the end-to-end performance analysis of IP networks. *13th ITC Specialist Seminar* (2000).
- [10] D. Heyman, T. Lakshman and A. Neidhardt : New method for analyzing feedback protocols with applications to engineering web traffic over the Internet. *ACM SIGMETRICS* (1997).
- [11] Y. Jiang : A basic stochastic network calculus. *ACM SIGCOMM* (2006).
- [12] C. Li, A. Burchard and J. Liebeherr : A network calculus with effective bandwidth. *IEEE/ACM Trans. Networking*, **15** (2007) 1442-1453.
- [13] L. Li, D. Alderson, W. Willinger and J. Doyle : A first-principles approach to understanding the Internet's router-level topology. *ACM SIGCOMM* (2004).
- [14] P. Mahadevan, C. Hubble, D. Krioukov, B. Huffaker and A. Vahdat : Orbis: Rescaling degree correlations to generate annotated Internet topologies. *ACM SIGCOMM* (2007).
- [15] P. Mahadevan, D. Krioukov, K. Fall and A. Vahdat : Systematic topology analysis and generation using degree correlations. *ACM SIGCOMM* (2006).
- [16] L. Massoulié and J. Roberts : Bandwidth sharing and admission control for elastic traffic. *Telecommunication Systems*, **15** (2000) 185-201.
- [17] K. Nakamura and S. Shioda : Statistical multiplexing of regulated sources having deterministic subadditive envelopes. *Journal of the Operations Research Society of Japan*, **47** (2004) 359-378.
- [18] J. Padhye, V. Firoiu, D. Towsley and J. Kurose : Modeling TCP Reno performance: a simple model and its empirical validation. *IEEE/ACM Trans. Networking*, **133** (2000) 133-145.
- [19] A. K. Parekh and R. G. Gallager : A generalized processor sharing approach to flow control in integrated services networks: the single-node case. *IEEE/ACM Trans. Networking*, **1** (1993) 344-357.
- [20] S. Shioda : Loss bounds for a finite capacity queue based on interval-wise traffic observation. (submitted for publication).
- [21] S. Shioda : Performance bound analysis for a single-server queue based on interval-wise traffic data. *IADIS WWW/Internet 2006 Conference*, (2006).
- [22] S. Shioda : Performance bounds for feedforward queueing networks with upper-constrained inputs. *Performance Evaluation*, **64** (2007) 782-801.