

インターネットトラフィックのフロー分析：web と P2P の特性比較

森 達哉^{†,††a)} 内田 真人[†] 後藤 滋樹^{††}

On the Flow Analysis of the Internet Traffic: Web vs. P2P

Tatsuya MORI^{†,††a)}, Masato UCHIDA[†], and Shigeki GOTO^{††}

あらまし 近年、P2P アプリケーションの普及が目覚ましく、現在のインターネットトラフィックに占める P2P の割合は web に匹敵するまでに至っている。本研究ではネットワークの計測を行い、web 及び P2P トラフィックのフロー分析を行った。特に、フロー到着間隔、フロー持続時間、フローサイズ、フローレートについて、web、P2P それぞれの特性を明らかにした。また、分析結果に基づき、P2P フローの増加がトラフィック全体の特性に与える影響について考察した。本研究の結果は、アプリケーションのトラフィック特性を考慮したネットワークの設計、制御手法の提案及びトラフィックのモデル化に有益である。

キーワード トラフィック、計測、web、P2P、パレートの法則

1. ま え が き

実ネットワークに即した効率的な帯域設計や、ネットワーク制御を実現するためには、ネットワークの計測に基づいたトラフィックの特性評価を行うことが必要である。その中でも、個々のユーザやアプリケーションが発生するトラフィックの単位としてフローの分析を行うことは、以下の点で特に有益である。

- シミュレーションや擬似トラフィック発生アルゴリズムで必要とされる集約トラフィックのモデル化を行うため。
- RED (Random Early Detection) [1] に代表されるフローごとの制御アルゴリズムの性能評価を行うため。
- ユーザごとのトラフィック発生量分布に基づいた効率的な帯域収容設計を考案するため。

1990 年代中盤から 2000 年代初頭にかけて、インターネットトラフィックの大部分は web アプリケーションが発生したものであった。このような背景から、web

トラフィックのフロー分析、品質評価及び制御手法がこれまでに報告されている [4] ~ [7]。

2000 年初頭以降は、P2P (peer-to-peer) アプリケーションの普及が目覚ましく、現在のインターネット回線における P2P のトラフィック量は web に匹敵するという報告がある [2], [3]。P2P は物理的なネットワーク上に独自のオーバーレイネットワークを構成し、ユーザ間でファイル交換を行うことを主な目的として通信を行うアプリケーションである。また、P2P ネットワーク上で交換されるファイルの平均サイズは web の平均サイズと比較して極めて大きいことが知られている [3], [8]。P2P アプリケーションがもつこれらの特性を考慮すると、P2P が発生するトラフィック特性は web と大きく異なると予想される。したがって、インターネットトラフィックの特性を明らかにする上で、web のみならず P2P トラフィックの特性を考慮することが必要である。

これまでに P2P トラフィックの分析を行った代表的な報告として文献 [8] ~ [11] がある。文献 [8] ~ [10] では P2P ネットワークにおける制御メッセージを計測、分析することにより、P2P ノードの接続性や、ノード数の変化、ネットワークのトポロジー、共有ファイル統計、及びトラフィック量について分析を行っている。これらは分析対象を制御メッセージとしている。一方で文献 [11] では、インターネット回線を流れる P2P データトラフィックの計測、分析を行い、P2P コネク

[†] 日本電信電話株式会社 NTT サービスインテグレーション基盤研究所, 武蔵野市

NTT Service Integration Laboratories, NTT Corporation, 3-9-11 Midoricho, Musashino-shi, 180-8585 Japan

^{††} 早稲田大学理工学研究所, 東京都

Dept. of Information and Computer Science, School of Science and Engineering, Waseda University, 3-4-1 Okubo, Shinjuku-ku, Tokyo, 169-8585 Japan

a) E-mail: tatsuya@nttlabs.com

ションの持続時間の特性，到着時間の間隔，及び異なる粒度でコネクションを定義した際の接続性やトラフィックエンジニアリングへの応用について考察している．以上の研究では P2P トラフィックの広範な分析を行っているものの，トラフィックのモデル化に必要なとされる詳細なフロー分析は行われていない．

本論文では，実ネットワークのトラフィックを計測し，それに基づいてトラフィックのフロー分析を行った結果を示す．特に現在のインターネットで最も主流なアプリケーションである web と P2P のフロー分析を行い，両者の特性を比較した．また得られた分析結果に基づき，P2P トラフィックの増加がトラフィック全体の特性に及ぼす影響，及びアプリケーションの特性を考慮したトラフィックモデル，制御手法について議論する．

以下に本論文の構成を示す．2. ではトラフィックの計測及びフロー分析の手法について述べる．3. は，2. のデータに基づき，詳細なフロー分析を行った結果を示す．4. では，P2P フローの増加が全体のトラフィック特性に与える影響，及びフローごとのトラフィック制御手法に関する考察を行い，更に今後の課題を述べる．最後の 5. は本論文のまとめである．

2. 計測及び分析手法

本論文では早稲田大学の対外接続回線においてトラフィック計測を行った．上記の回線の契約帯域幅は 100 Mbit/s であり，IMnet [12] を経由してインターネットに接続されている．トラフィック計測はパケットレベルで行い，パケットごとにタイムスタンプを押印し，TCP/UDP ヘッダまでのデータを記録した．計測の対象は WAN 側から LAN 側に流入する下りトラフィックとし，2002 年 11 月の平日夜間 (18:00 ~ 24:00) にトラフィック計測を行った．

本研究では「フロー」を，「送信 IP アドレス」，「受信 IP アドレス」，「送信ポート番号」，「受信ポート番号」，「プロトコルフィールド値」の五つのユニークな組合せ (フローキー) をもつパケット群と定義する．また，より正確なフロー統計を得るために，TCP フラグのうちで，SYN, FIN それぞれのフラグがセットされたパケットを少なくとも一つずつ含むパケット群のみをフローとして定義する^(注1)．

以下にトラフィックデータに基づいてフロー分析を行う手順を示す．まずパケットのヘッダ情報を用いてフロー f_i ($1 \leq i \leq N$) の特定を行う．フローごとにフロー開始時刻 $T_s(f_i)$ ，終了時刻 $T_e(f_i)$ ，フローサ

表 1 アプリケーションの識別に用いたポート番号
Table 1 Port numbers for detecting applications.

ポート番号	
web	80, 8080, 443
P2P	6346, 6347, 6699, 1214

表 2 フロー数及び総トラフィック量
Table 2 Number of flows and total traffic volume.

	フロー数	トラフィック量
web	1058406	21.78 GByte
P2P	1401	8.15 GByte
その他	459909	7.93 GByte
合計	1519716	37.86 GByte

イズ $S(f_i)$ を記録する．ここに $T_s(f_i)$, $T_e(f_i)$ は SYN, 及び FIN フラグのそれぞれがセットされた最初のパケットに押印されたタイムスタンプによって記録する．また $S(f_i)$ は，IP ヘッダに記録されたパケット長フィールドの値を累積することにより計算する．

次にフローの送受信ポート番号に基づいて，フロー f_i を発生したアプリケーション $A(f_i)$ を特定する．本研究では web, P2P の二つのアプリケーションをフロー分析の対象とし，送受信ポート番号のいずれかが表 1 に示す番号と一致するアプリケーションを扱う^(注2)．P2P については，現在国内外において代表的に利用されている Gnutella [13], OpenNap [14], FastTrack [15] のそれぞれのプロトコルを用いる P2P アプリケーションを分析の対象とした．また，P2P における制御用トラフィックは対象外とし，データ転送トラフィックのみに着目した．計測期間において観測されたトラフィックの内訳を表 2 に示す．総フロー数に対するアプリケーションごとのフロー数の割合は，web フローが 69.64%，P2P フローが 0.92%，その他が 30.26% であり，P2P のフロー数が他と比べて圧倒的に少数であった．一方，総トラフィック量に対するアプリケーションごとのトラフィック量の割合は，web フローが 57.52%，P2P フローが 21.53%，その他が 20.95% であり，web, P2P の二つのアプリケーションの合計が全体の約 8 割を占めていた．

(注1): 計測時間が有限であるから，計測開始以前に通信を開始したフローや計測終了後も通信を継続するフローについては正しい統計を得ることができない．また計測期間中に同一のフローキーをもつ別のフローが存在した場合には別のフローとしてカウントした．

(注2): 文献 [3] で指摘されているように，特に P2P アプリケーションの場合には，表に記載された以外のポート番号を使っているケースが少なくない．本論文で分析の対象としたデータでは，表に記載されたポート番号によって識別された P2P トラフィックが多量に観測されていることから，P2P トラフィックの特性を十分に反映していると考えられる．

3. フロー分析

多数のフローが到着する回線のトラフィックをモデル化したシミュレーションを行うためには、擬似トラフィックの発生が必要となる。そのためには、各々のフローの到着間隔、サイズ、持続時間、レートの特徴を決定しなければならない。また、文献[16],[17]で指摘されているように、フローの持続時間やサイズの特徴は、フローごとの制御を行うアルゴリズムの適切なパラメータを設定する上で重要な役割を果たす。本章では、このようなフロー特性、及び特性間の関係をアプリケーションごとに調べた結果を示す。なお、以下で分析する各種フロー統計の定常性を検証した結果を付録に示す。

3.1 フロー到着間隔

フロー到着間隔 $T_{\delta}(k)$ ($k = 1, 2, \dots$) (秒) の特性を調べた。ここにフロー到着間隔は、同一のアプリケーションに属し、かつ隣接する開始時刻をもつフローの開始時刻の差により求めた。フロー到着間隔の平均値、及び標準偏差は表 3 に示すとおりであった。

図 1 は web, P2P それぞれに属するフローの到着時間間隔の累積分布を片対数グラフに示したものである。いずれのグラフも直線的であるから、分布は指数分布に従うと考えられる。そこで指数分布(図の点線部)に対する帰帰分析を行った。相関係数の絶対値は、web が 0.996, P2P が 0.997 となり、いずれも 1 に近い。すなわち、web 及び P2P フローの到着間隔は指数分布でよく近似されることが分かる。

表 3 フロー到着間隔の平均値及び標準偏差
Table 3 Mean and standard deviation of flow interarrival time.

	平均値 (秒)	標準偏差 (秒)
web	0.015	0.018
P2P	14.981	17.173

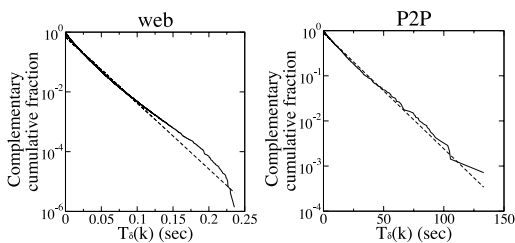


図 1 フロー到着間隔の累積分布の補分布

Fig. 1 Complementary cumulative distribution of flow arrival intervals.

次に、フロー到着間隔の時間相関を調べた。本研究では、パワースペクトル密度を用いることにより、時間相関特性を調べる。パワースペクトル密度は周波数成分ごとに振幅の強度を計算したものであり、時系列データの時間相関分析などに用いられる[18]。パワースペクトル密度 $I(f)$ はペリオドグラムによる推定を用い、 $I(f) = \frac{1}{2\pi N} \left| \sum_{k=1}^N T_{\delta}(k) \exp^{ikf} \right|^2$ のように計算した。ここに f は周波数を示す。

図 2 は web, P2P それぞれに属するフローの到着間隔 $T_{\delta}(k)$ に対してパワースペクトル密度を計算し、両対数グラフで示したものである。web におけるパワースペクトル密度は、両対数グラフにおいて右下がりの傾向がある。すなわち長周期成分が大きいことから、フロー到着間隔には長期自己相関が存在する[18]。一方 P2P のパワースペクトル密度は右下がりの傾向はなく、全周波数にわたって平坦である。すなわち、フロー到着間隔の時間相関は速やかに減衰する。

以上の結果をまとめると次のようになる。(1) web, P2P ともにフロー到着間隔分布は指数分布で近似できる。(2) web ではフロー到着間隔は長期自己相関を示す。(3) P2P ではフロー到着間隔の時間相関がほとんどない。P2P では到着間隔が指数分布に従い、時間相関が速やかに減衰する(無記憶性を示す)ことから、ポアソン過程によるモデル化が可能であると考えられるが、web では到着間隔の長期自己相関を考慮したモデル化が必要である。

3.2 フローサイズ

フローサイズ $S(f_i)$ (Byte) の特性を調べた。フローサイズの平均値、及び標準偏差は表 4 に示すとおりであった。P2P の平均フローサイズは web の約 280 倍に相当し、個々の P2P フローは web フローと比較して極めて大容量の通信を行うことが分かる。図 3 は web, P2P それぞれに属するフローに対して $S(f_i)$ の

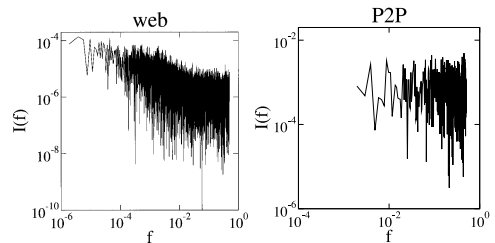


図 2 フロー到着間隔のパワースペクトル密度

Fig. 2 Power spectrum density of flow arrival intervals.

表 4 フローサイズの平均値及び標準偏差

Table 4 Mean and standard deviation of flow size.

	平均値 (Byte)	標準偏差 (Byte)
web	20.58 k	546.10 k
P2P	5.81 M	53.90 M

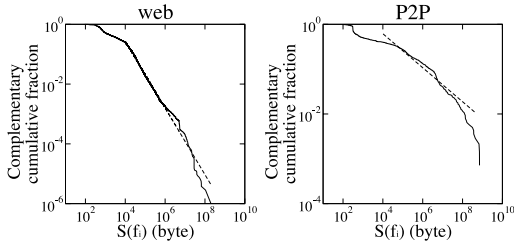


図 3 フローサイズの累積分布 (補分布)

Fig. 3 Complementary cumulative distribution of flow size.

累積分布を両対数グラフに示したものである。いずれもフローサイズが数けたの範囲にわたり、広範囲な値を示すことが分かる。

特に P2P では 10^9 (約 1 GByte に相当) 付近まで裾野が伸びており、非常に大きなサイズをもつフローが存在することが分かる。フローサイズが 10^9 のオーダーであるということは、フローが転送したファイルサイズが GByte のオーダーであることを意味する。またこの付近では、P2P アプリケーションが動作するノードにおけるファイルシステム上の制限や、P2P ネットワークで流通するファイルのコンテンツ特性、及びトラヒック計測時間の有限性等によってカットオフが生じており、このため分布が減衰すると考えられる。一方、サイズがおよそ 10^4 (約 10 kByte に相当) より小さい範囲では、web, P2P のそれぞれにおいて、分布形の傾向が変わることが分かる。 $S(f_i) < 10^4$ を満たすフローを構成する平均パケット数は、web が 6.18 個、P2P が 9.12 個であり、どちらも比較的少ない。このようにパケット数が少ないフローの場合、SYN, SYN/ACK, FIN 等の TCP コネクションの管理に用いられる小さなサイズのパケットが、そのフローを構成する全パケットに対して比較的大きな割合を占める。このため、フローサイズ特性はパケットサイズのばらつきを反映していると考えられる。パケット数が多いフローでは、データ転送に用いられる均一サイズのパケットが大多数であるため、パケットサイズのばらつきは無視することができる。こうした理由により、 $S(f_i) < 10^4$ の範囲においてフローサイズの分布形の傾向が変わると考えられる。

表 5 フローサイズのパレート分布に対する回帰分析

Table 5 Regression analysis of flow size for Pareto distribution.

	α	相関係数 (絶対値)
web	1.116	0.997
P2P	0.379	0.971

前述した $S(f_i) \sim 10^9$ 、及び $S(f_i) < 10^4$ の範囲を除いた $10^4 \leq S(f_i) \leq 5 \times 10^8$ の範囲において、web, P2P のいずれのグラフもほぼ直線的である。したがって、両者のフローサイズはパレート分布 $\Pr[S(f_i) > x] = kx^{-\alpha}$ ($x \geq k^{1/\alpha}, k > 0, \alpha > 0$) で近似することができると考えられる。ここで $10^4 \leq S(f_i) \leq 5 \times 10^8$ の範囲で、 $S(f_i)$ がパレート分布に従うと仮定し、回帰分析を行った。図 3 の点線部は推定された分布を示す。表 5 に、推定された形状母数 α の値、及び回帰分析における相関係数を示す。いずれの相関係数も 1 に近いことより、パレート分布による近似が可能であると考えられる。追加の確認として、P-P プロット^(注3)を用いた検証結果を以下に示す。図 4 は、上記の範囲におけるフローサイズの P-P プロットを描いたものである。web, P2P のいずれも、P-P プロットは原点を通る傾きが 1 の直線上にほぼ従っていることが分かる。以上の結果より、web, P2P とともに大小のカットオフを除いた広い範囲において、フローサイズはパレート分布によって近似できることが示された。特に P2P のフローサイズ分布は、 $\alpha < 1$ であることから裾野部が極めて重い (heavy-tail) 分布であることが分かる^(注4)。

(注3): 計測データが従う分布関数を $G(x) = \Pr[X \leq x]$ とし、計測データから推定された分布の分布関数を $F(x) = \Pr[X \leq x] = 1 - kx^{-\alpha}$ とする。更に計測データ x_1, x_2, \dots を昇順に並べ替えたものを $x_{[1]}, x_{[2]}, \dots$ とおく。このとき、 $(F(x_{[i]}), G(x_{[i]}))$ ($i = 1, 2, \dots$) をプロットしたものを P-P プロットと呼ぶ。また、経験分位関数を、 $G^{-1}(q_i) = x_{[i]}$, $i = 1, \dots, n$ と定義する。ただし、 $q_i = (i + 1/2)/(n + 1)$ である。このとき、 $(F^{-1}(q_i), G^{-1}(q_i))$ をプロットしたものを Q-Q プロットと呼ぶ。ここに $F^{-1}(q_i)$ は推定分位点、 $G^{-1}(q_i)$ は経験分位点と呼ばれる。計測データが従う分布と推定された分布が等しいとき、P-P プロット、及び Q-Q プロットの形状は原点を通る傾きが 1 の直線となる。以上の方法は確率プロット法として知られるものであり、P-P プロットは分布の中央部分で、Q-Q プロットは裾の部分でそれぞれ高い識別を示す。

(注4): ある分布 $\Pr[X > x] = 1 - F(x)$ について、 $x \rightarrow \infty$ のとき $1 - F(x)$ が 0 に収束する速度が遅いとき、その分布関数の裾野は重い (heavy-tail) と表現する。パレート分布 $\Pr[X > x] = kx^{-\alpha}$ は、 $\alpha > 0$ が小さいほど $\Pr[X > x]$ の 0 に収束する速度は遅くなる。すなわち、 α が小さいほど裾野が重い分布となる。特に $1 < \alpha \leq 2$ のとき分散が発散し、 $0 < \alpha \leq 1$ のとき平均、分散がともに発散する (カットオフが存在しない場合)。なお、 α が一定のもとで k を大きくすることは、分布関数を右に平行移動することに対応する。

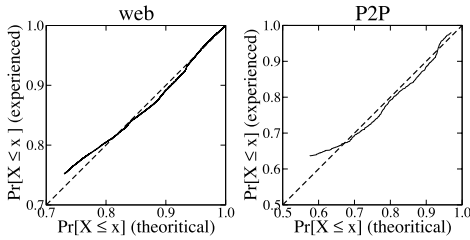


図 4 フローサイズの P-P プロット
Fig. 4 P-P plot for flow size.

表 6 フローサイズが上位 10 位に該当するフローの統計
Table 6 Statistics of flows with sizes of top 10.

	サイズ合計 (Byte)	全トラフィック総量 に占める割合 (%)
web	1.19 G	2.78
P2P	5.30 G	12.39

フローサイズの特徴は、アプリケーションが送受信するファイルサイズの特徴に関連していると考えられる。web におけるファイルサイズの分布は形状母数 α が $1 < \alpha < 2$ のパレート分布に従うことがよく知られている [19], [20]。これは、図 3, 表 5 に示した結果とよく一致している。これに対して、P2P ネットワーク上を流通するファイルのサイズは形状母数が 1.0 のパレート分布に比べて極めて重い裾野をもつ分布に従うことが報告されている [3]。この場合も web と同様に、フローサイズの分析結果と一致していることが分かる。すなわち、アプリケーションがもつ固有の特性が、フローサイズ分布の特性に反映している。

フローサイズ分布の裾野が重いことは、少数の大きなサイズをもつフローのサイズ合計が、全フローのサイズ合計に対して大きな割合を占めることを意味する。フローサイズ分布がこのような特性を示すことは文献 [21] ~ [23] などでも指摘されており、パレートの法則と呼ばれる^(注5)。表 6 に、フローサイズが上位 10 番目までに該当するフローの統計を示す。表より、上位 10 番目までのフローが発生するトラフィック量は、P2P の場合 web の約 5 倍に相当することが分かる。すなわち、P2P ではパレートの法則がより顕著である。

以上で示されたように、web 及び P2P フローのサイズは、裾野部が重い分布に従う。特に P2P フローは web フローに比べ平均値が格段に大きく、分布の裾野は極めて重い。P2P フローが示すこの特性は、P2P フローの数が増えた際に、トラフィック全体に与える影響が大きいことを示唆する。更に詳細な議論を 4.1 で

表 7 フロー持続時間の平均値及び標準偏差
Table 7 Mean and standard deviation of flow duration.

	平均値 (秒)	標準偏差 (秒)
web	9.54	133.91
P2P	306.81	964.24

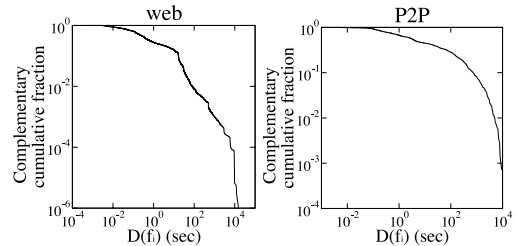


図 5 フロー持続時間の累積分布の補分布
Fig. 5 Complementary cumulative distribution of flow duration.

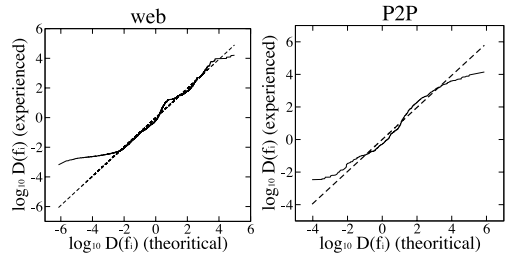


図 6 フロー持続時間分布の Q-Q プロット
Fig. 6 Q-Q plot for flow duration distribution.

行う。

3.3 フロー持続時間

フロー持続時間 $D(f_i)$ (秒) の特性を調べた。ここに $D(f_i) = T_e(f_i) - T_s(f_i)$ である。フロー持続時間の平均値、及び標準偏差は表 7 に示すとおりであった。フローサイズと同様に、P2P フローが格段に長い持続時間を示すことが分かる。図 5 は $D(f_i)$ の累積分布を両対数グラフに示したものである。二つのアプリケーションにおいて、分布は複数のけたにまたがるものの、グラフは直線的ではない。そこで分布が対数正規分布に従うと仮定し、Q-Q プロットを用いた検証を行う。図 6 の横軸は対数正規分布による推定分位点を示し、縦軸は実際のデータに基づく経験分位点を示す。どちらのグラフも右端、及び左端の付近でずれがあるものの、広い範囲において傾きが 1 の直線にほぼ

(注 5): 少数のサイズが大きいフロー (Elephant) が大多数の小さなサイズのフロー (Mice) に比べてトラフィック量の占有率が高いことから “Elephant and Mice phenomenon” などと呼ばれることもある。

従う。

特に P2P の場合、グラフの右端付近において、経験分位点は推定分位点よりも小さい値を示す。つまり、同じ確率に対して、実際の分布の値は対数正規分布から推定される値よりも小さな値をとる。このずれは、計測時間の有限性によるカットオフが原因であると考えられる。すなわち、トラヒック計測期間をまたぐような長い持続時間をもつフローがカウントされていないことが分位点のずれの原因である。実際、2. で定義した SYN, FIN それぞれのフラグがセットされたパケットを少なくとも一つずつ含む P2P フローについて、持続時間の最大値は 14031 秒（約 4 時間に対応）であった。これに対し、SYN, FIN のいずれか、あるいはその両方が計測されなかった P2P フローについて、上記の 14031 秒を超える通信を行ったフローの数は 16 であった。また、推定分位点の右端において、 $\log_{10} D(f_i) \sim 6$ であり、これはフロー持続時間が約 11.6 日であることに対応する。このように対数正規分布による近似では、非常に長い持続時間をもつフローの存在を示唆するが、（実際に存在したとしても）本研究で行った 6 時間の計測期間内ではとらえることはできない。したがって、経験分位点は推定分位点よりも小さい値を示す。また左端付近では、web, P2P とともに推定分位点に対して経験分位点は大きい値を示す。これは以下に示すように、フローを発生したノード間の往復伝搬遅延時間（RTT）に対するカットオフが原因と考えられる。分位点の大きなずれが観測されるのは、web, P2P とともに図 6 の $\log_{10} D(f_i) < -2$ を満たす範囲であり、これは持続時間 $D(f_i)$ がおよそ 10 ms よりも短い範囲に対応する。持続時間が 10 ms よりも短いフローを構成するパケット数の平均値は、web が 3.63, P2P が 3.22 であり、非常に小さい。送信パケット数が少ないため、この範囲でのフロー持続時間はノード間の RTT によって決定される。例えば、パケット数が 3 個である TCP フローの代表的な例は、SYN パケット、データパケット、FIN/ACK パケットから構成されるケースである。この場合、ウィンドウサイズが増加する前に通信が終了するため、通信の持続時間はノード間の RTT によってほぼ決まる。実際、途中経路で生じ得るキューイング遅延やノードでの処理遅延を無視すれば、持続時間は $2 \times \text{RTT}$ と見積もることができる。一方、ノード間の RTT はノード間距離、及び光の速度で定められる物理的な制約を受けるため、対数正規分布によって推定される小

表 8 フローレートの平均値及び標準偏差
Table 8 Mean and standard deviation of flow rate.

	平均値 (Byte/秒)	標準偏差 (Byte/秒)
web	72.46 k	182.06 k
P2P	12.94 k	61.39 k

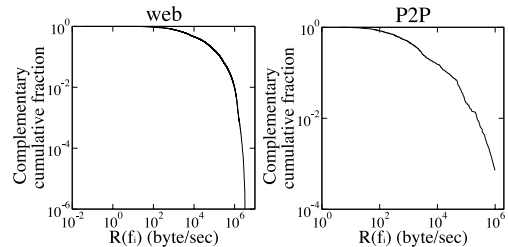


図 7 フローレートの累積分布の補分布
Fig. 7 Complementary cumulative distribution of flow rate.

な持続時間を満足するような値を取り得ない。例えば $\log_{10} D(f_i) = -4$ とすると持続時間は $100 \mu\text{s}$ であり、パケット数が 3 個の TCP フローの場合、RTT が $50 \mu\text{s}$ であることに対応し、WAN においてこのような小さな値の RTT が実現されるケースはほとんど存在しないと考えられる。すなわち、実現され得る RTT 値の制約により、持続時間は対数正規分布から推定される値よりも大きくなる。このため経験分位点の値は、推定分位点の値よりも大きくなる。また特に web ではアプリケーションの特性上、短いトランザクションの割合が多いため、左端における分位点のずれも大きい。以上の結果より、P2P, web のフロー持続時間は、上述のカットオフに対応する範囲を除いた広い範囲において、対数正規分布による近似が可能である。

3.4 フローレート

フローレート $R(f_i)$ (Byte/秒) の分布を調べた。ここに、 $R(f_i) = S(f_i) / D(f_i)$ である。フローレートの平均値、及び標準偏差は表 8 に示すとおりであった。web フローの方がレートが平均的に高い傾向にあることが分かる。図 7 は $R(f_i)$ の累積分布を両対数グラフに示したものである。分布は複数のけたにまたがるものの、web, P2P とともにグラフは直線的ではない。フロー持続時間と同様に、分布が対数正規分布に従うと仮定し、Q-Q プロットを用いた検証を行う（図 8）。P2P ではほぼ全域にわたってグラフが傾きが 1 の直線にほぼ従う。web では広い範囲でグラフは傾きが 1 の直線に従うものの、右端付近において分位点のずれがある。これは、ユーザを収容するネットワー

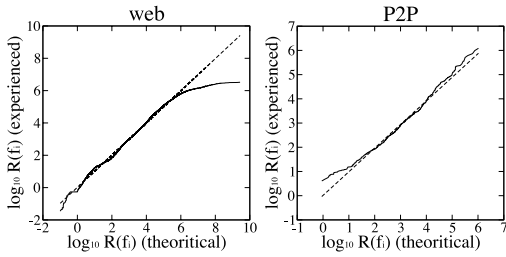


図 8 フローレート分布の Q-Q プロット
Fig. 8 Q-Q plot for flow rate distribution.

表 9 フロークラスの定義
Table 9 Definition of flow class.

	$D < \hat{D}$ (Short)	$D \geq \hat{D}$ (Long)
$S < \hat{S}$ (Small)	S-S	L-S
$S \geq \hat{S}$ (Large)	S-L	L-L

クや途中経路の帯域幅の制限によってフローレートのカットオフが生じていることに起因すると考えられる。したがって、経験分位点の値は、推定分位点よりも小さくなる。また、web フローにおいて分位点の大きなずれが観測されるのは、レートがおよそ 1 MByte/s よりも大きい範囲である (図 8 の $\log_{10} R(f_i) > 6$ を満たす範囲に対応)。また、レートが上記の範囲を満たす web フローの平均持続時間は 47.49 ms であり、比較的短い時間で通信が完了するフローが大多数であることが分かる。

3.5 持続時間とサイズの関係

本節では持続時間 $D(f_i)$ とサイズ $S(f_i)$ の関係を調べる。 $D(f_i)$ と $S(f_i)$ の値に応じたフローのクラス分けを行い、web, P2P の特性を比較する。持続時間、及びサイズに対してしきい値 \hat{D} (秒), \hat{S} (Byte) を設定し、しきい値と比較して、フローのクラス分けを行う。表 9 に示すように S-S (Short-Small), L-S (Long-Small), S-L (Short-Large), L-L (Long-Large) の四つのクラスに分類し、それぞれのクラスに属するフロー数の割合及びフローサイズ合計の割合を調べる。同様なフローの分類手法は文献 [22], [23] 等でも提案されているが、それらでは IP フロー全体に対する分析にとどまっている。本研究ではアプリケーション別のフロー分析を行う。

フロー分類に用いるしきい値 \hat{D}, \hat{S} は任意に定めることが可能である。文献 [23] では $\hat{D} = 900$ (秒), $\hat{S} = 100$ (kByte) としている。本研究では P2P, web のどちらかに属する全フローに対して持続時間、サ

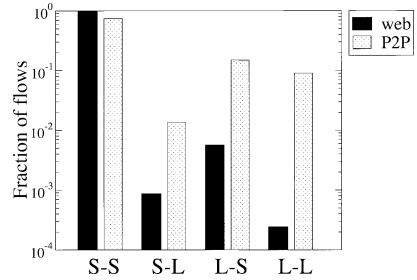


図 9 クラスごとのフロー数の割合
Fig. 9 Fraction of flows for each class.

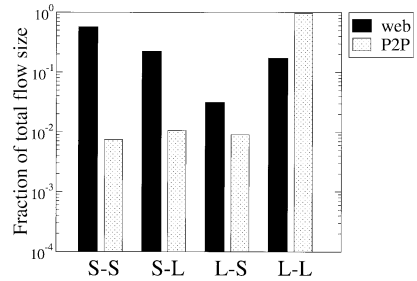


図 10 クラスごとのフローサイズ合計の割合
Fig. 10 Fraction of total flow size for each class.

イズのそれぞれについて平均値 M 及び標準偏差 σ を計算し、 $M + \sigma$ をしきい値とした。この結果に基づいて、しきい値をそれぞれ $\hat{D} = 148.69$ (秒), $\hat{S} = 2074492.20$ (Byte) と定めた^(注6)。

図 9 にクラスごとのフロー数の割合を調べた結果を示す。web, P2P とともに、S-S クラスに属するフローが大多数である。S-L クラスに属するフローに対して S-S クラスに属するフローが格段に多いことから、持続時間が短いフローはフローサイズが小さい傾向にあると考えられる。一方 web, P2P とともに、L-L クラスに属するフロー数よりも L-S クラスに属するフローが多い。すなわち、持続時間が長いフローは必ずしもフローサイズが大きいわけではない。この結果は、レート分布が複数のけたにまたがる広範囲な値をとる事実からも示唆される。

図 10 にクラスごとのフローサイズ合計を調べた結果を示す。web では S-S クラスに属するフローのフローサイズ合計が最も大きく、web フローサイズ全体の約 57.01% を占める。一方、P2P では L-L クラスに属するフローが支配的であり、P2P フローサイズ全体

(注6): ここで定めたしきい値のほかに $\hat{D} = 10, 100, 1000$ 及び $\hat{S} = 100000, 500000, 1000000$ の組合せでフローのクラス分けを行ってみたが、以下の結果の傾向は同様であった。

の約 97.31%を占める．数としては最も多い S-S クラスに属するフローのフローサイズ合計は P2P フロー全体の 1%未満にとどまっている．

以上の結果をまとめると次のようになる．(1) web, P2P とともに大多数のフローは S-S クラスに属する．(2) web, P2P とともに持続時間が短いフローはサイズが小さい傾向にある．(3) web では S-S クラスに属するフローがフローサイズ合計の約 6 割を占めている．(4) P2P では比較的少数の L-L クラスに属するフローがフローサイズ合計の大部分を占めている．

このように, web, P2P では持続時間とサイズの関係, 及びクラス別のフローサイズ特性において大きく異なることが示された．本節で示されたような特性間の関係, 及びクラスごとのフローサイズ合計——トラフィック量——の特性の差異を考慮することにより, より現実的なインターネットトラフィックのモデル化が可能となる．

4. 考 察

4.1 P2P フローの増加に関する考察

3.2 で示したように, フローサイズ分布の裾野部が重い性質は, ごく少数のサイズが大きいフローのフローサイズ合計が, 全フローサイズ合計に大きな割合を占めること——パレートの法則——を意味する．特に P2P のフローサイズは web と比較して分布の裾野が極めて重いため, 上記の性質が顕著である．

文献 [2], [3] で指摘されているように, 近年の P2P アプリケーションの普及は目覚ましく, トラフィック量も増加を続けている．本節では P2P フローの増加がフロー全体の特性に与える影響について考察する．

図 3, 及び表 5 で示されたように, 大小のカットオフを除いた $10^4 \leq S \leq 5 \times 10^8$ の広い範囲 (10 kByte から 500 MByte に相当) において, web, P2P のフローサイズ分布はパレートの分布 $\Pr[S > x] = kx^{-\alpha}$ で近似できる．以下で, 上記の範囲における web, P2P, 及び両者を合計したフロー全体 (web+P2P と記述する) のフローサイズ特性を調べる．表 2 及び文献 [2], [3] で示されるように, インターネットトラフィックにおける web, P2P の割合は極めて高い．すなわち web+P2P のフローサイズ特性がインターネットトラフィック全体のフローサイズ特性をよく反映しているとみなすことができる．

ここで web+P2P のフロー数に対する P2P のフロー数の割合を r_p とすると, $r_p = 0.0021$ であり,

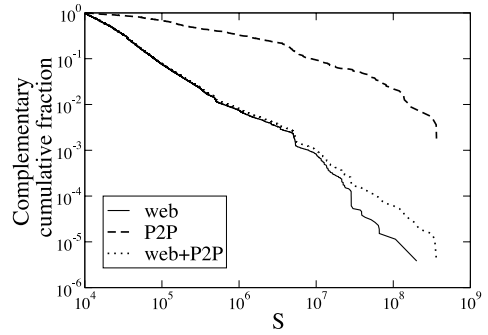


図 11 web, P2P, web+P2P のフローサイズ分布の補分布

Fig. 11 Complementary cumulative distribution for flow size of web, P2P, web+P2P.

極めて小さな値である．したがって, web+P2P の傾向は web の傾向に近くなる．実際, 平均フローサイズは web が 77.94 kByte, P2P が 8.47 MByte, web+P2P が 94.56 kByte であり, web+P2P の平均フローサイズは web のサイズと近い．図 11 は web, P2P, web+P2P のフローサイズ分布を両対数グラフにしたものである．web+P2P のフローサイズ分布は web のフローサイズ分布よりもやや裾野が重いものの, 大体の傾向は web に近いことが分かる．

以下では, 将来 r_p が増加したときに web+P2P のフローサイズ特性がどのように変化するかを考察する．web, P2P, のそれぞれのフローの集合を Ω_w, Ω_p とする．このとき, フロー f_i が Ω_w または Ω_p に属することは排反であるので, web+P2P のフローサイズ分布 $\Pr[S(f_i) > x]$ は

$$\begin{aligned} \Pr[S(f_i) > x] &= \Pr[S(f_i) > x, f_i \in \Omega_w \cup \Omega_p] \\ &= \Pr[S(f_i) > x, f_i \in \Omega_w] \\ &\quad + \Pr[S(f_i) > x, f_i \in \Omega_p] \\ &= \Pr[S(f_i) > x | f_i \in \Omega_w] \Pr[f_i \in \Omega_w] \\ &\quad + \Pr[S(f_i) > x | f_i \in \Omega_p] \Pr[f_i \in \Omega_p] \end{aligned}$$

となる．ここに $\Pr[A|B]$ は事象 B のもとで A が起こる条件付確率を示す． $\Pr[S(f_i) > x | f_i \in \Omega_w]$, $\Pr[S(f_i) > x | f_i \in \Omega_p]$ はそれぞれ web, P2P のフローサイズ分布であり, パレートの分布で近似できることから, $\Pr[S(f_i) > x | f_i \in \Omega_w] = k_1 x^{-\alpha_1}$, $\Pr[S(f_i) > x | f_i \in \Omega_p] = k_2 x^{-\alpha_2}$ である．また, $\Pr[f_i \in \Omega_w] = 1 - r_p, \Pr[f_i \in \Omega_p] = r_p$ であるから,

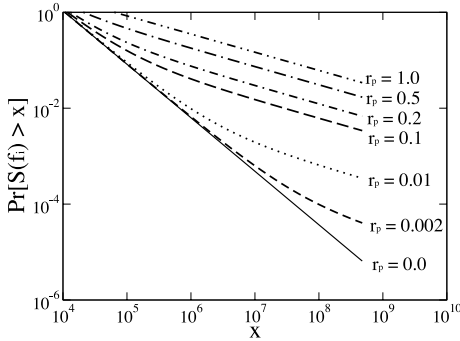


図 12 web+P2P のフローサイズ分布の補分布
Fig. 12 Complementary cumulative distribution for flow size of web+P2P.

$$\Pr[S(f_i) > x] = k_1(1 - r_p)x^{-\alpha_1} + k_2r_px^{-\alpha_2} \quad (1)$$

と書ける．ここで $\alpha_1, \alpha_2, k_1, k_2$ を図 11 に示した範囲で回帰分析した結果を用いて $\alpha_1 = 1.116, \alpha_2 = 0.379, k_1 = 31359, k_2 = 66.12$ とする．式 (1) において、 r_p を $r_p = 0.0, 0.002, 0.01, 0.1, 0.2, 0.5, 1.0$ と変化させたときの $\Pr[S(f_i) > x]$ を図 12 に示す． $r_p = 0.0, r_p = 1.0$ はそれぞれ web, P2P だけを近似した分布に対応する． $r_p = 0.002$ に対応する分布形は図 11 における web+P2P の傾向と近いこと、すなわち web に比べてやや裾野が重い分布に従うことが分かる． r_p の増加に伴い、web+P2P の分布形は P2P の分布形に急激に近づく．すなわち、P2P フローが増加することによって、web+P2P 全体のフローサイズ分布の裾野は P2P のフローサイズ分布の裾野に急激に近づいていくこと——パレートの法則がより顕著になること——が示された．以上の結果より、今後 P2P アプリケーションを利用するユーザが増加するにつれ、インターネットトラフィックにおけるフローサイズ特性は、パレートの法則の傾向がより顕著になると予想される．したがって、このようなパレートの法則を考慮したトラフィック制御及び帯域設計手法がいっそう重要になる．

4.2 フローごとのトラフィック制御

ここではフローごとのトラフィック制御を行う手法としてよく知られた RED について考察する．RED は TCP のグローバル同期によるふくそう崩壊を回避することを目的として Floyd らによって提唱されたトラフィック制御手法であり、これまでに多くの評価、実装及び拡張が活発に行われている [24]．RED はキュー

を監視し、キュー長に応じた確率によってランダムに選択されたフローのパケットを廃棄することを特徴とする．このため、パケットロス率をできる限り抑えた効率的な制御を実現するためには、キュー長を安定させることが望まれる．このときに、フローサイズや持続時間にばらつきがある場合、キュー長が激しく振動する問題があることが指摘されている [16], [17]．このように RED の挙動は入力トラフィックのフロー特性に大きく依存するため、実ネットワークにおける有効性を評価するためには、ネットワークの計測に基づいたフロー特性のモデル化が必要不可欠となる．また、本研究で示されたように、現在インターネットで主流なアプリケーションである web と P2P ではフローサイズの特性が異なっており、持続時間とサイズの関係も異なる．したがって、このように異なるフロー特性をもつアプリケーションが混在するトラフィックに対しても有効なトラフィック制御手法を提案することは今後の大きな課題の一つである．

5. むすび

ネットワークの実計測を行い、web 及び P2P トラフィックのフロー分析を行った．特に、到着間隔、持続時間、フローレート、フローサイズ、及びこれらとの関係について、web, P2P それぞれの特性を明らかにした．これらの結果は、アプリケーションのトラフィック特性を考慮したネットワークの設計、制御手法の提案及びトラフィックのモデル化に有益である．特に P2P のフローサイズは極めて裾野部が重い分布に従うことから、パレートの法則——ごく一部のフローが全体のフローサイズの大部分を占める——が顕著である．P2P が示すこの性質は、P2P ネットワークで流通するファイルサイズに密接に関連していると考えられ、アプリケーション固有の特性である．また P2P フローの増加に伴い、トラフィック全体においても、フローサイズが示すパレートの法則が顕著になることを示した．パレートの法則を考慮した効率的なネットワーク設計手法、及びネットワーク制御手法を提案することは今後の課題である．

文 献

- [1] S. Floyd and V. Jacobson, "Random early detection gateways for congestion avoidance," *IEEE/ACM Trans. Netw.*, vol.1, no.4, pp.397-413, Aug. 1993.
- [2] 岡田昭宏, 川原亮一, "IP 網におけるトラフィック特性分析の一考察," *信学技報*, NS2003-5(2003-04), 2003.
- [3] 亀井 聡, 森 達哉, 大井恵太, "P2P ファイル共有の実

- 態と課題—トラフィック測定・設計・制御・管理法の確立に向けて? 信学技報, CQ2003-7(2003-40), 2003.
- [4] K. Thompson, G. Miller, and R. Wilder, "Wide area Internet traffic patterns and characteristics," IEEE Netw., vol.11, no.6, pp.10-23, Nov./Dec. 1997.
- [5] H. Balakrishnan, M. Stemm, S. Seshan, and R.H. Katz, "Analyzing stability in wide-area network performance," Proc. ACM SIGMETRICS Conference on Measurement and Modeling of Computer Systems, pp.2-12, June 1997.
- [6] M. Christiansen, K. Jaffay, D. Ott, and F.D. Smith, "Tuning RED for Web traffic," Proc. ACM SIGCOMM, pp.139-150, 2000.
- [7] R. Kawahara, K. Ishibashi, T. Hirano, H. Saito, H. Ohara, D. Satoh, S. Asano, and J. Matsukata, "Traffic measurement and analysis in an ATM-based Internet backbone," Comput. Commun., vol.24, pp.1508-1524, 2001.
- [8] S. Saroiu, P.K. Gummadi, and S.D. Gribble, "A measurement study of peer-to-peer file sharing systems," Proc. Multimedia Computing and Networking, Jan. 2002.
- [9] B. Krishnamurthy, J. Wang, and Y. Xie, "Early measurements of a cluster-based architecture for P2P systems," Proc. ACM SIGCOMM Internet Measurement Workshop, San Francisco, Nov. 2001.
- [10] M. Ripeanu, I. Foster, and A. Iamnitchi, "Mapping the gnutella network: Properties of large-scale peer-to-peer systems and implications for system design," IEEE Internet Computing Journal, vol.6, no.1, 2002.
- [11] S. Sen and J. Wang, "Analyzing peer-to-peer traffic across large networks," Proc. ACM SIGCOMM Internet Measurement Workshop, Marseilles, France, Nov. 2002.
- [12] "Inter-ministry research information network," <http://www.imnet.ad.jp>
- [13] "Gnutella," <http://www.gnutella.com>
- [14] "OpenNap," <http://opennap.sourceforge.net>
- [15] "KaZaA," <http://www.kazaa.com>
- [16] V. Misra, W. Gong, and D.F. Towsley, "Fluid-based analysis of a network of AQM routers supporting TCP flows with an application to RED," Proc. ACM SIGCOMM, pp.151-160, 2000.
- [17] S. Floyd and E. Kohler, "Internet research needs better models," ACM SIGCOMM First Workshop on Hot Topics in Networks (Hotnets-I), Oct. 2002.
- [18] J. Beran, Statistics for long-memory processes, Chapman and Hall, New York, 1994.
- [19] K. Park, G. Kim, and M. Crovella, "On the relationship between file sizes, transport protocols, and self-similar network traffic," Proc. International Conference on Network Protocols, pp.171-180, Oct. 1996.
- [20] M. Crovella and A. Bestavros, "Self-similarity in World Wide Web traffic: Evidence and possible causes," IEEE/ACM Trans. Netw., vol.5, no.6, pp.835-846, Dec. 1997.
- [21] K. Papagiannaki, N. Taft, S. Bhattacharyya, P. Thiran, K. Salamatian, and C. Diot, "A pragmatic definition of elephants in Internet backbone traffic," Proc. ACM SIGCOMM Internet Measurement Workshop, Marseilles, France, Nov. 2002.
- [22] Y. Zhang, L. Breslau, V. Paxson, and S. Shenker, "On the characteristics and origins of Internet flow rates," ACM SIGCOMM, Aug. 2002.
- [23] K.C. Lan and J. Heidemann, "On the correlation of Internet flow characteristics," Proc. ACM SIGCOMM, Aug. 2003.
- [24] S. Floyd, "RED (Random Early Detection) queue management," <http://www.icir.org/floyd/red.html>

付 録

フロー統計の定常性

各フロー統計について定常性の検証を行った結果を示す。本研究でフロー統計分析の対象としたトラフィックデータの長さは6時間である。3.3で示したように、上記のデータでは、持続時間が約4時間に相当するフローが存在した。また、SYN, FINのいずれか、あるいは両方を含まないフローでは、計測期間の6時間を超えるものも存在した。したがって、このような長期継続フローの統計を含めて定常性の検証を行うことは、計測データ長を更に長くしても、計測データの有限性による困難がある。ところで、本研究で用いた6時間分のデータでは、フロー持続時間 $D(f_i)$ は $D(f_i) > 10^4$ の範囲(約3時間超)で、対数正規分布による近似から外れていた(図6)。これは、3.3で議論したように、データ長の有限性によるカットオフが原因と考えられる。以下では、上記の結果を利用し、3時間を超えるフローを対象外として、定常性の検証を行う。

もとのトラフィックデータに対し、データ長を3時間としたデータ系列 D_1, D_2 を図A.1のように作成する。それぞれのデータ系列で定義されるフローに対して、フロー到着間隔, フローサイズ, フロー持続時間, フローレートのそれぞれについて累積分布の補分布を算出した。これらの結果を図A.2, 図A.3,

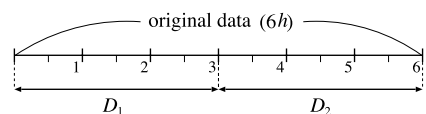


図 A.1 データ系列 D_1, D_2
Fig. A.1 Data series D_1, D_2 .

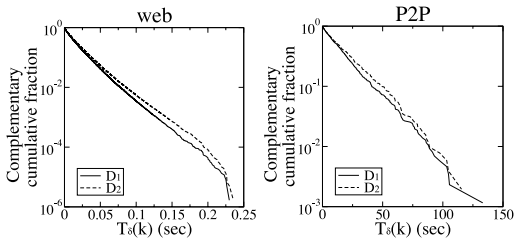


図 A-2 フロー到着間隔の累積分布の補分布
Fig. A-2 Complementary cumulative distribution of flow arrival intervals.

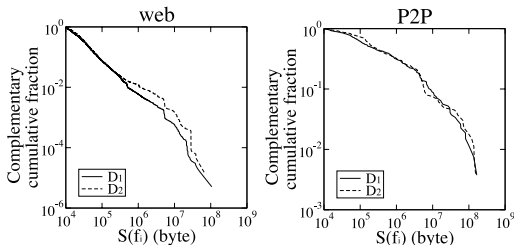


図 A-3 フローサイズの累積分布の補分布
Fig. A-3 Complementary cumulative distribution of flow size.

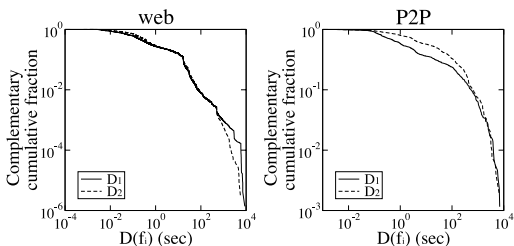


図 A-4 フロー持続時間の累積分布の補分布
Fig. A-4 Complementary cumulative distribution of flow duration.

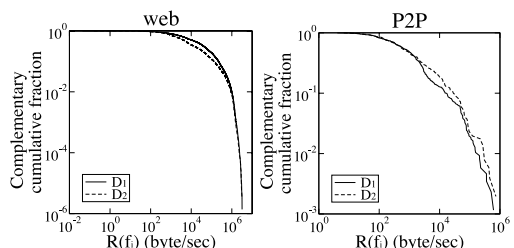


図 A-5 フローレートの累積分布の補分布
Fig. A-5 Complementary cumulative distribution of flow rate.

図 A-4, 図 A-5 に示す. いずれのフロー統計においても, D_1, D_2 はほぼ同様の分布に従うことが分かる. したがって, 本研究の計測データより分析した各フ

ロー統計の特性は, 計測期間においてほぼ定常的であるとみなすことができる.

(平成 15 年 8 月 29 日受付, 12 月 12 日再受付)



森 達哉 (正員)

平 9 早大・理工・応用物理卒, 平 11 同大大学院修士課程了. 同年日本電信電話(株)入社. インターネットトラフィックの計測, 特性評価, 及び制御手法に関する研究に従事.



内田 真人 (正員)

平 11 北大・工・情報卒. 平 13 同大大学院修士課程了. 同年日本電信電話(株)入社. 通信トラフィックデータ解析, 統計的学習理論の研究に従事. 平 15 本会コミュニケーションオリティ研究会奨励賞受賞.



後藤 滋樹 (正員)

昭 46 東大・理・数学卒. 昭 48 同大大学院修士課程了. 同年電信電話公社武蔵野電気通信研究所入所. 昭 59~60 スタンフォード大客員研究員. 平 8 早大・理工・情報・教授. 工博. コンピュータネットワークの測定, 診断, 品質, セキュリティの研究に従事. 平 6~9 ISOC 理事. 現在, APAN-JP 委員長. IMnet 運営委員長. JPNIC 副理事長. IEEE, ACM 各会員.