

インターネットにおける トラフィックの特徴分析

Analyzing Characteristics of the Internet Traffic

2005年2月

早稲田大学大学院理工学研究科

情報科学専攻 情報システム工学研究

森 達哉

目次

第1章	序論	1
1.1	背景	1
1.2	本研究の貢献	2
1.3	各章の概要	3
第2章	インターネットトラフィックの流量変動特性	6
2.1	本章の概要	6
2.2	関連研究	7
2.3	本研究の貢献	8
2.4	トラフィック計測とデータ	9
2.5	集約トラフィックの特性:スパイク	11
2.5.1	トラフィック流量変動の分析	11
2.5.2	正の歪度とスパイク	14
2.6	ユーザトラフィックの特性:エレファントフロー	16
2.6.1	時分割フロー	17
2.6.2	時分割フローのサイズ分布:エレファントフローの存在	18
2.7	スパイクとエレファントの関係	22
2.8	既存のトラフィックモデルとの比較	23
2.9	本章のまとめ	24
第3章	ユーザトラフィック統計の非一様性	26
3.1	本章の概要	26
3.2	関連研究	27
3.3	計測および分析手法	28
3.4	フロー分析	29
3.4.1	フロー到着間隔	29
3.4.2	フローサイズ	33
3.4.3	フロー持続時間	37

3.4.4	フローレート	41
3.4.5	持続時間とサイズの関係	41
3.5	考察	46
3.5.1	P2P フローの増加に関する考察	46
3.5.2	フロー毎のトラフィック制御	49
3.5.3	フローサイズ統計とファイルサイズ統計の関係	49
3.6	フロー統計の定常性	51
3.7	章のまとめ	56
第 4 章	エレファントフローの特定方法	57
4.1	本章の概要	57
4.2	背景	58
4.3	関連研究	59
4.4	エレファントフローの定義	61
4.5	エレファントフローの特定	62
4.5.1	アプローチの概要	62
4.5.2	FPR と FNR のトレードオフ	64
4.5.3	フロー特定の手順	65
4.5.4	精度評価	67
4.6	X_j の事前分布	68
4.6.1	経験分布	69
4.6.2	理論分布	71
4.7	特定に要する時間	73
4.8	サンプルフローの統計評価	77
4.8.1	フローサイズの推定と誤差	77
4.8.2	近似式の評価	78
4.8.3	実際のパケットサンプリングによる評価	79
4.9	エレファントフロー特定の応用	82
4.10	本章のまとめ	83
第 5 章	結論	84
5.1	本論文の要約と貢献	84
5.2	今後の課題	85

付録 A 流量変動分析の補足データ	86
A.1 輻輳したトラフィックの解析	86
A.2 様々な時間スケールに対する分析結果	88
付録 B 確率プロット法	91
付録 C 超幾何分布の数値計算と近似	92
謝辞	102
研究業績	104

図 目 次

2.1	トラフィック流量変動の周辺分布	12
2.2	全パケットトレースの歪度の計算	13
2.3	スパイクの例	15
2.4	スパイク発生率と歪度の散布図	16
2.5	時分割フローのイメージ図	17
2.6	時分割フローのサイズ $b(fl(t_i, j))$ の累積分布 (補分布)	19
2.7	長時間 TCP フローのスループット時系列データ	21
2.8	エレファントフローの平均発生率と平均占有率	22
3.1	フロー到着間隔の累積分布の補分布	31
3.2	フロー到着間隔のパワースペクトル密度	32
3.3	フローサイズの累積分布 (補分布)	34
3.4	フローサイズの P-P プロット	36
3.5	フロー持続時間の累積分布の補分布	38
3.6	フロー持続時間分布の Q-Q プロット	39
3.7	フローレートの累積分布の補分布	42
3.8	フローレート分布の Q-Q プロット	43
3.9	クラス毎のフロー数の割合	44
3.10	クラス毎のフローサイズ合計の割合	45
3.11	web, P2P, web+P2P のフローサイズ分布の補分布	47
3.12	web+P2P のフローサイズ分布の補分布	48
3.13	UNIX ファイルシステムのスケーリング則	50
3.14	データ系列 D_1, D_2	51
3.15	フロー到着間隔の累積分布の補分布	52
3.16	フローサイズの累積分布の補分布	53
3.17	フロー持続時間の累積分布の補分布	54
3.18	フローレートの累積分布の補分布	55

4.1	X_j の確率密度	60
4.2	$FPR(y')$ と $FNR(y')$ のトレードオフ	65
4.3	3つのトレースに対する X_j の累積分布 (補分布)	69
4.4	3つのトレースに対する $FPR(y')$ と $FNR(y') : f = 10^{-3}$ (上図) , $f = 10^{-4}$ (下図)	70
4.5	パレート分布に従う X_j の累積分布 (補分布)	72
4.6	パレート分布に対する $FPR(y')$ と $FNR(y') : f = 10^{-3}$ (上図) , $f = 10^{-4}$ (下図)	73
4.7	特定に要する時間のダイアグラム: $X_j = 12, Y_j = 4, f = 1/3, \hat{y} = 3$ の例 .	75
4.8	特定に要する時間の例 (上位 30 フロー)	76
4.9	\hat{X}_j の変動係数	80
4.10	\hat{X}_j の相対誤差	81
A.1	輻輳したトラフィックの流量変動	87
A.2	輻輳したトラフィック流量変動の周辺分布	87
A.3	NTTlab トレースの歪度	88
A.4	NTTlab トレースに対するスパイク発生率と歪度の散布図	89
A.5	エレファントフローの平均発生率 (上図) および平均占有率 (下図) . . .	90

表 目 次

2.1	データのまとめ	11
2.2	図 2.1 のトラフィック流量変動に対する歪度	12
2.3	スパイクと非スパイクに対する N_{t_i} の平均値	18
2.4	エレファントフローの発生率と占有率	19
3.1	アプリケーションの識別に用いたポート番号	28
3.2	フロー数および総トラフィック量	29
3.3	フロー到着間隔の平均値および標準偏差	30
3.4	フローサイズの平均値および標準偏差	33
3.5	フローサイズのパレート分布に対する回帰分析	35
3.6	フローサイズが上位 10 位に該当するフローの統計	35
3.7	フロー持続時間の平均値および標準偏差	37
3.8	フローレートの平均値および標準偏差	41
3.9	フロークラスの定義	44
4.1	\hat{y} , $FPR(\hat{y})$, $FNR(\hat{y})$ の計算結果	66
4.2	実際にパケットサンプリングを行って計算した FPR と FNR	68
4.3	3 つのトレースについて算出した \hat{y}	71
4.4	パレート分布に対して算出した \hat{y}	74
4.5	特定に要する時間: f, \hat{y} によって決定する因子	75

第 1 章

序論

1.1 背景

インターネットに代表される大規模なコンピュータネットワークの出現と成長により，人類が持つコミュニケーション手段は飛躍的な発展を遂げた．インターネットが大きな成功を修めた最大の理由は，ネットワーク間の差異を隠蔽するインターネットプロトコル (IP) を用いることによって，柔軟かつスケーラブルな相互接続を実現したことにある．インターネットは 1969 年より米国防総省の高等研究計画局 (ARPA) が導入した ARPANET をその起源とし，現在では重要な社会的インフラストラクチャとして我々に欠かせないシステムとなっている．従って，このようなシステムを信頼性と安定性をもって管理・制御することが強く望まれる [36, 81] ．

一般に，システムの管理・制御方法を構築するには，まずシステムへの入力対象をモデル化する必要がある [3] ．すなわち，インターネットではトラフィックのモデルが必要である．一方，インターネットは 1990 年代後半以降の急速な発展に伴い，今日では多種多様のエンティティから構成される極めて大規模かつ複雑なシステムとなった [66, 68, 69] ．このようなインターネット上を流通するトラフィックは，複雑な挙動を示すため，従来の通信理論で用いられてきたトラフィックモデル—待ち行列理論の基礎となるマルコフ過程 (ポアソン過程) をベースとしたモデル—の適用が困難となった [38, 66] ．

このような多種多様性はインターネットの最大の特徴である相互接続性を押し進めたことによる結果であり，限られたエンティティによって構成される電話網システムと大きく異なる点である．さらにインターネットの成長は極めて速い．1992 年の World Wide Web (WWW) の出現，1994 年の商用利用開始に伴うユーザ数の爆発的増加，そして 2000 年初頭から現在にかけての CATV，DSL，FTTH 等の高速アクセス回線の急激な普及等，インターネットは日々そのスケールや使われ方を変化し続けている [36, 81] ．

従って、現在そして将来のインターネットに対して信頼性かつ安定性のある管理・制御を方法確立することは、非常にチャレンジングな課題である。現在のインターネットを構成するネットワークの一部では、バックボーン回線に対して過剰な設備投資 (over provisioning) を行うことによって、信頼性や安定性を得ている。しかしながら、近年の爆発的なユーザやトラフィックの増加傾向、アクセス回線の広帯域化等を踏まえると、将来的のインターネットに対してこうした対処療法は有効ではないと予測される [36, 81]。

上述した視点に立つと、現在、そして将来のインターネットに対しても有益なインターネットトラフィックモデルを作ることが重要な課題となる。そのための一つの手がかりは、実際に運用されるネットワークの計測・分析をベースとしてネットワークモデルを作ることにある [18]。すなわちシステムへの入力対象の特徴を計測・分析によって明らかにすることにより、より適切で効果的なシステムの制御・管理方法を導き出すことが出来る。さらに、ネットワークの計測・分析を通じ、その中から普遍的 (invariant) な統計や特徴を見つけ出し、ネットワークモデルに反映させることがきわめて重要である [69]。

1.2 本研究の貢献

本研究は、広域にわたる様々ネットワークでのトラフィック計測と分析に基づいて、今日のインターネットのトラフィックモデルを構築するために、幾つかの特徴を明確にした。計測を実施したネットワークは、インターネットアップリンク、インターネットバックボーンリンク、商用ネットワーク、企業ネットワーク、学術ネットワーク、国際ネットワーク等々多岐にわたり、より一般的な特徴を導き出すことを目的としている。本研究で得られた重要な知見は、ネットワークトラフィックに普遍的特性があることである。それは、ユーザトラフィック統計が示す強い非一様性 (non-uniformity) である。多くのトラフィックモデルでは、各々のユーザが発生するトラフィックの統計を定数、あるいは一様分布や正規分布をしているとみなすことが大多数であった。本研究は、そのような仮定では不十分である点を実データによって明らかにする。さらにこのようなユーザトラフィック統計の特徴と、それを発生するアプリケーションの関係について詳細な分析を行った。

さらに本研究では、上記で得られたユーザトラフィックの特徴に基づいて、今日のインターネットの問題、すなわち「少数のヘビーユーザによるトラフィックの占有」を解決するトラフィックの管理・制御方法を考案した。本手法の狙いは数多く存在するユーザトラフィック (フロー) からある閾値を越える巨大なサイズを有するフロー (エレ

ファントフロー)を特定することにある．一般に超高速ネットワークでは極めて多数のフローが存在するため，フロー毎の統計をすべて管理するアプローチにはスケーラビリティの限界が存在する．本手法はこの課題を解決しつつも，エレファントフローを精度良く特定する方法を提供する．

1.3 各章の概要

本論文の第2章「インターネットトラフィックの流量変動特性」では，インターネットバックボーン回線における集約トラフィックの流量変動に着目し，今日のインターネットにおけるトラフィックモデルを構築する上で重要となる特徴について論じている．

一般にネットワークの効率的な設計方法や，制御方法をする際には，トラフィックの特性を明らかにする必要がある．例えば従来の公衆電話網におけるネットワーク設計では，よく知られたアーランの呼損式が用いられる．アーランの呼損式は回線使用率およびサーバ数と，呼損率との関係を与える関係式であり，広く実用に供してきた．アーランの呼損式を導出する上で重要となるのは，トラフィック (呼) の到着過程をポアソン過程とみなすことである．すなわち，呼の到着は互いに独立であり，到着間隔が指数分布に従う (到着過程は時間相関を持たない) と仮定する．この仮定は，呼は互いに独立に発呼されるであろうという直感的な考察に適合するものであり，実際の計測によってもその妥当性が示されている．

しかしながら 1990 年代初頭の W. Leland, W. Willinger, V. Paxson らの研究により，LAN やインターネットにおけるデータ通信トラフィックの到着過程をモデル化する場合，上述のトラフィックの到着過程がポアソン過程に従うとみなす仮定は正しくなくなることが明らかになった．すなわち，データ通信におけるトラフィック流量変動は長期自己相関性 (Long-Range Dependency) を示すため，時間相関を考慮しないポアソン過程によるモデル化はできない．このような報告を受け，長期自己相関性を考慮したいいくつかの良く知られたデータ通信トラフィックのモデルが提案されている．一つは集約トラフィックの流量変動過程を fGn (fractional Gaussian noise) によって表現するモデル，一つはパレート分布に従う継続時間を有するユーザトラフィックを重畳するパレート ON/OFF ソースモデルである．

これらのモデルに特徴的な点は，いずれもトラフィックの長期自己相関を考慮したモデルであること，および流量変動の周辺分布を正規分布と仮定する点である．この仮定は中心極限定理に基づくものであるが，現実のネットワークにおける検証はこれまでなされて来なかった．

本研究は、広域にわたる多地点で計測した実トラフィックの流量変動を分析し、大多数の場合において周辺分布は正規分布ではなく、正に歪んだ非対称な分布にしたがうことを明らかにした。また、ユーザトラフィックのサイズ統計は複数のオーダーにまたがる強い非一様性を示すこと、およびこの非一様性が集約トラフィックが示す非正規性の原因となることを明らかにした。

本論文の第 3 章「ユーザトラフィック統計の非一様性」ではユーザトラフィックの具体例として、今日のインターネットにおいて最も主要なアプリケーションである WWW (World Wide Web) と P2P (Peer-to-Peer) に着目し、それぞれのトラフィック特性を詳細に分析した。

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、品質評価および制御手法がこれまでに多数報告されている。2000 年初頭以降は、P2P アプリケーションの普及がめざましく、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、あるいはそれを超えるという報告がある。

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 ネットワーク上で流通するファイルの平均サイズは web の平均サイズと比較してきわめて大きいことが知られている。P2P アプリケーションが持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。

本研究では、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およぼす影響、およ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。

本論文の第 4 章「エレファントフローの特定方法」では、第 2 章、第 3 章で示されたユーザトラフィックの非一様性からも示唆される巨大なユーザフロー (エレファントフロー) に着目し、これを検出する方法、および制御管理を行う方法を提案する。エレファントフローの特徴は、全体に対する数は少ないものの、トラフィック占有率が極め

て高いことにある．エレファントフローを過剰に発生するネットワークやホストを特定できれば，そのようなネットワークやホストを管理するオペレータに対して通知や警告を与える等のアクションを速やかに行うことができる．ネットワークのポリシーによっては，輻輳時にエレファントフローの送信レートを規制することも可能である．

特定のユーザフローを検出・制御する場合，ユーザフローを管理する必要がある．超高速回線においては同時フローの数が莫大であり，すべてのフローを管理する手法にはスケーラビリティの問題があった．この問題を解決するために，パケットサンプリングを実施することによってフロー管理に必要とされる処理を軽減する手法が注目されている．パケットサンプリングは，例えば N 個に 1 個のパケットを周期的に参照するカウンタベースサンプリングなどによって実施される．サンプリングにより，計測のスケーラビリティが向上する一方，エレファントフローの特定は難しいものとなる．

本研究はパケットサンプリングによってサンプルしたパケットから高い精度でエレファントフローを特定する手法を提案する．提案方法の核となるアイデアはベイズの定理を利用すること，およびユーザトラフィックの非一様性 - パレート則 - を用いることにある．実トラフィックデータを用い，提案方法の精度を評価した結果についても述べる．

最後に，本論文の第 5 章では本研究の結論，および今後の研究について述べる．

第 2 章

インターネットトラフィックの流量変動特性

2.1 本章の概要

インターネットのような複数のネットワークから構成されるシステムの効率的な制御と設計を実現するためには、システムへの入力であるトラフィックのモデルを作り、システムの性能評価を行うことが必要不可欠である。トラフィックのモデルを作る場合、個々のユーザやアプリケーションが発生する粒度の細かいトラフィック（ユーザトラフィック）と、それらが集約された粒度の粗いトラフィック（集約トラフィック）のそれぞれを考慮しなければならない。ユーザトラフィックの特徴を把握することは、ユーザやフロー等の細かい単位でのトラフィック制御や管理を行うのに有用である [30, 40, 83]。また、集約トラフィックの流量パターンはルータにおけるキュー長の挙動を決定する。したがって集約トラフィックの特徴—すなわち流量変動—を把握することは、ルータの回線容量やバッファサイズ、および diffserv と併用して用いるためのキューイングアルゴリズムを決定するのに役に立つ。

本章では広域にわたる多地点で計測した実トラフィックの流量変動を分析し、ユーザトラフィック、集約トラフィックそれぞれの特徴とそれらの関係を明らかにした。主な結果は次のとおりである

- 大多数の場合において集約トラフィックの流量変動の周辺分布は正規分布ではなく、正に歪んだ非対称な分布にしたがう。
- ユーザトラフィックのサイズ統計は複数のオーダーにまたがる裾野部の長い分布に従い、強い非一様性を示す。

- 上記ユーザトラフィックの非一様性が集約トラフィックが示す非正規性の原因となる。

これらの特徴の発見は、実用的でリアリスティックなインターネットトラフィックモデルの構築に有用である。

2.2 関連研究

これまでに集約トラフィック、およびユーザトラフィックの特性を調べた研究は数多くある。従来の公衆電話網における集約トラフィックの到着過程は、ポアソン過程とみなすことができる。すなわち、個々のユーザトラフィック（呼）の到着は互いに独立であり、それらが集約したトラフィックの到着間隔は指数分布に従う（到着過程は時間相関を持たない）と仮定する。この仮定は、呼は互いに独立に発呼されるであろうという直感的な考察に適合するものであり、実際の計測によってもその妥当性が示されている。

ポアソン過程による集約トラフィックのモデル化はデータ通信トラフィックにも適用されて来た。しかしながら、1990年代初頭の W. Leland, W. Willinger, V. Paxson らの研究により、LAN やインターネット等のデータ通信において、集約トラフィックの到着過程をモデル化する場合、ポアソン過程によるモデル化では不十分であることが明らかになった [38, 64, 66, 84, 88]。すなわち、データ通信における集約トラフィック流量変動は長期自己相関性 (Long-Range Dependency) を示すため、時間相関を考慮しないポアソン過程によるモデル化はできない。トラフィック流量変動が示す長期自己相関性は、トラフィックを観測する時間スケールの増大とともに観測され得る流量変動の振幅が増大することを意味する。すなわち、ルータにおけるバッファサイズ的设计やネットワークの性能に大きな影響を及ぼす現象である。

こうした報告を受け、長期自己相関性を考慮したいいくつかの良く知られたデータ通信トラフィックのモデルが提案されている。一つは集約トラフィックの流量変動過程を fBm (fractional Brownian motion) や fGn (fractional Gaussian noise) によって表現するモデル [39, 52, 67]、一つはパレート分布に従う継続時間を有するユーザトラフィックを重畳するパレート ON/OFF ソースモデルである [11, 63, 89]。これらのモデルはトラフィック発生アルゴリズムやネットワークシミュレーション等で広く用いられ、NS [53] や OPNET [59] 等のネットワークシミュレーターにも実装されている。二つのモデルに特徴的な点は、いずれもトラフィックの長期自己相関を考慮したモデルであること、および流量変動の周辺分布を正規分布と仮定する点である。この仮定は中心極限定理に基づくものであるが、現実のネットワークにおける検証はこれまでなされて来なかった。本研究はこの点に焦点を当てる。

上述の長期自己相関性は、流量変動の時間相関が有する特徴をとらえるものである。一方、流量変動の周辺分布もネットワーク品質を決定する上で重要な役割を果たすという報告がある [2, 23, 46]。ここに流量変動の周辺分布とは、流量変動—たとえば単位時間のスループット変動—を一定時間観測して得たデータ系列の分布を意味する。流量変動、および周辺分布の具体例は 2.5.1 節に示す。

ユーザトラフィックの特徴については、個々のユーザトラフィックの継続時間の分布が裾野の長い (heavy-tail) 分布に従うことが M. Crovella や W. Willinger, V. Paxson らによって指摘されている [11, 64, 66, 88, 89]。ユーザトラフィックが示すこのような特徴はよく知られた“パレート ON/OFF ソース”モデルによってモデル化することができる。最近のネットワーク計測に基づく報告によると、ユーザトラフィックの平均送信レートもまた、広い範囲での変動性を示すことが明らかになっている [60, 61, 90]。

2.3 本研究の貢献

このように、集約トラフィックとユーザトラフィックの特徴は、広く研究されて来た。しかしながら、それらの関係性について論じた研究は非常に少ない。この内最も良く知られるのは Willinger らの報告である [89]。彼等は、heavy-tail 分布に従う継続時間を有するユーザトラフィックの重ね合わせにより、集約トラフィックが自己相似性を有することを、厳密な理論および実ネットワークの計測にもとづく分析によって明らかにした。しかしながら、後に示すように、彼等のモデルは今日のインターネットにおける集約トラフィック、およびユーザトラフィックの特徴をカバーすることが出来ない。

集約トラフィックとユーザトラフィックの両者の特徴を矛盾無くトラフィックモデルに取り入れることは、重要である。まず、集約トラフィックはユーザトラフィックの重ね合わせであるから、両者の特性は互いに関連している。その関連性を知ることにより、有効なトラフィック制御ポリシーを決定することが出来る。たとえば、次のようなケースを考える。集約トラフィックの流量は、ときどき非常に大きな値、すなわちバーストを示す。このようなバーストにより、ルータにおけるバッファが溢れ、パケットロスを生じたり長いキューイング遅延を生じさせることがある。このようなバーストの原因となるようなユーザトラフィックが明らかになれば、そのようなユーザトラフィックを制限するトラフィックフロー制御ポリシーを用い、バーストの出現を抑制することが出来る。

また前節で示したように、今日の代表的な集約トラフィックのモデルは、いずれも流量変動の周辺分布を正規分布と仮定している。この仮定は中心極限定理に基づいているが、現実のネットワークにおける検証はこれまでに十分になされて来なかった。本

研究ではこの点を明らかにする。

本研究の貢献は、広域にわたる多地点で計測した今日のインターネットトラフィックの流量変動を分析し、集約トラフィック、ユーザトラフィックそれぞれの特徴とそれらの関係を明らかにした点にある。

2.4 トラフィック計測とデータ

インターネットにおける5つの異なるネットワークにおいて、パケットトレース (packet trace) を取得した。パケットトレースとは、回線上を流れるパケットを光タップ、もしくはスイッチ・ルータのポートミラーリング機能によって分岐させ、パケットのヘッダに記録された情報をタイムスタンプの押印つきで保存したデータである。従って記録されたデータには、タイムスタンプ、IP ヘッダ情報、TCP/UDP ヘッダ情報等が含まれる。パケットトレースの取得を行う計測では、tcpdump[85] 等の汎用 PC 上で動作するソフトウェアを用いる場合と、専用の計測装置を用いる場合とがある。

各ネットワークにおける主要なネットワーク回線において計測を実施し、パケットトレースを取得した。すべての回線は適切に設計されているため、極度の輻輳状況にあるネットワークはなく、かつすべての回線に流通するトラフィック量は、統計解析を行うのに十分であった¹。

上記のように、取得したデータは研究目的に対して適切なものであった。すなわち我々の目的は、回線容量の制限等によってシェーピングされていないトラフィックの特徴を分析することにある。シェーピングされていないトラフィックの特性を把握することが出来れば、その特性をトラフィック発生モデルに反映することが出来る。また、回線容量やバッファサイズの変更が回線の性能—たとえばパケットロス率やキューイング遅延—にどのように影響を及ぼすかをシミュレートすることができる。

ところで良く知られているように、トラフィック流量は長期間に渡って計測すると幅広い変動を示す。例えば、大学や企業の大規模接続回線における日中の平均トラフィック流量は、夜間の平均流量と比較してかなり大きい。すなわちトラフィック流量変動は非定常的である。こうした影響を避けるために、トラフィック計測は適切な期間内に行う必要が生じる。本研究では、すべてのパケットトレースは日中における 300 秒間の期間内で取得した。この期間内に計測したトラフィック流量変動は定常的であるとみなすことができる。このような条件で、各々のパケットトレースは統計的な解析を行うの

¹ 正確には、あるひとつの回線は全計測期間中のある期間において極度の輻輳を経験した。輻輳状況下にあるトラフィックの分析は本研究の目的ではないため、そのようなトラフィックは分析の対象外とした。ただし参考のため、極度の輻輳状況にあるトラフィックの分析結果を付録 A.1 節に示す。

に十分な量のパケット数を含んでいた。

また、本研究では表 2.1 に示すように片道のトラフィックを計測・分析した。トラフィック量は上りと下りとで非対称であるが、それらの内より流量が多い方を分析の対象としている。計測・分析の対象としたネットワークの詳細は以下のようなものである。

NTTlab NTT 研究開発センター [54] の主要な対外接続回線 (12Mbps ATM 回線) である。計測は対外接続回線に接続したルータの 1 ホップ手前の Ethernet セグメントにおいて実施した。計測は 2001 年 7 月の平日に実施し、tcpdump[85] を用いて計測を実施した。取得したパケットトレース数は 56 である。

Waseda 早稲田大学の主要な対外接続回線 (100 Mbps Ethernet) である。当該回線は IMnet (Inter-Ministry Research Information Network)[26] を通じてインターネットに接続されている (計測実施当時)。計測は 2001 年の 4 月及び 7 月の平日に tcpdump[85] を用いて実施した。取得したパケットトレース数は 71 である。

OCN-SINET 国内の主要な商用ネットワークの一つである OCN(Open Computer Network)[57] と、国内主要大学を接続する SINET(the Science Information Network)[80] を接続するバックボーン回線 (135 Mbps ATM 回線) である。計測は 2000 年 1 月の平日に ATM Probe[78] を用いて実施した。取得したパケットトレースの合計は 32 である。なお、このデータのより詳細な情報は文献 [29] 等に詳しい。

APAN APAN(Asia-Pacific Advanced Network) [5] が運用する国際回線 (155 Mbps-OC3) のひとつであり、国内に設置された APAN 東京接続点と米国の STAR TAP[82] を接続している。計測は 1999 年 8 月の平日に OC3mon/Coral [55] を用いて実施した。取得したパケットトレースの合計は 44 である。

WIDE WIDE(Widely Integrated Distributed Environment) プロジェクト [87] が運用する主要な国際回線 (100Mbps Ethernet) の一つであり、国内に設置された接続点と米国の LAX を接続している。このパケットトレースは WIDE プロジェクトの MAWI ワーキンググループ [43] が提供するトラフィックアーカイブ [44] から取得することが出来る。計測は 2001 年 9 ~ 11 月の平日 (14:00-) に tcpdump[85] を用いて実施された。取得したパケットトレースの合計は 66 である。

取得データのまとめ 5 つの異なるネットワークから合計で 269 の片道トラフィックのパケットトレースを取得した。それぞれのパケットトレースは 300 秒間のトラフィック

表 2.1 データのまとめ

データ名	方向	データ数	平均パケット数	平均流量
NTTlab	incoming	56	1.55×10^5	3.75 Mbps
Waseda	incoming	71	1.84×10^6	23.31 Mbps
OCN-SINET	OCN-to-SINET	32	8.06×10^5	12.50 Mbps
APAN	US-to-JP	44	5.98×10^5	5.14 Mbps
WIDE	US-to-JP	66	1.61×10^6	18.00 Mbps

を計測したデータである．表 2.1 はまとめである．

2.5 集約トラフィックの特性:スパイク

2.5.1 トラフィック流量変動の分析

計測したトラフィックデータを用い，集約トラフィックの流量変動を分析する．流量変動はスループットの時系列 $X(t_i)$ によって表現する． $X(t_i)$ の定義を以下に示す． t_i ($1 \leq i \leq M$) をインターバルとする．ここに， M は各トレースに含まれるインターバルの数である．すべての i についてインターバルの長さ t_i は同一とし，その値を τ とする．それぞれの t_i に対し，変数 $X(t_i)$ をインターバル t_i におけるスループットとする．また， $b(t_i)$ をインターバル t_i 内で送信されたビット量の合計とする．このとき $X(t_i)$ は

$$X(t_i) = \frac{b(t_i)}{\tau} \quad (2.1)$$

のように計算できる．

本研究では， τ を 0.1 秒 (100 ミリ秒) とする．各トレースの長さは 300 秒に設定したので，インターバルの個数 M は $M = 3000$ となる ($3000 = 300/0.1$)．なお，ここでは τ を 0.1 秒としたが，以降に示す結果は複数のオーダーにまたがるインターバルで同様であった．その結果は付録 A.2 節に例示する．

前節で示された 5 つのネットワークから，それぞれ任意に選んだ 5 つのパケットトレースを分析した．図 2.1 はスループット $X(t_i)$ の時系列 (上図)，およびそれらの周辺分布 (下図) を示したものである．特に周辺分布については，比較のため，同じ平均値と標準偏差を持つ正規分布を点線で示した．図から読み取れるように，5 つのトレースについて，流量変動の周辺分布は正規分布から外れていることがわかる．周辺分布は平均値の周りに対称ではなく，正に歪んでいる．

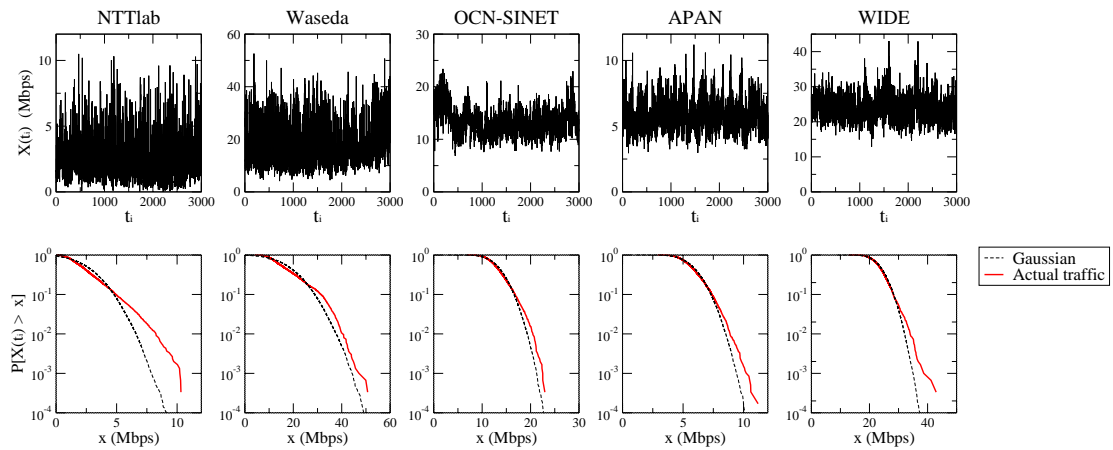


図 2.1 トラフィック流量変動の周辺分布

表 2.2 図 2.1 のトラフィック流量変動に対する歪度

	NTTlab	Waseda	OCN-SINET	APAN	WIDE
skewness	1.31	0.92	0.65	0.58	0.69

周辺分布の特徴を分析するために、歪度 (skewness) を用いる。歪度は以下のように定義される 3 次のモーメントである。

$$\text{skewness} = \frac{\langle (X(t_i) - \langle X(t_i) \rangle)^3 \rangle}{\sigma_X^3} \quad (2.2)$$

ここに $\langle X(t_i) \rangle$ は $X(t_i)$ の平均を、 σ_X は $X(t_i)$ の標準偏差を表す。分布が正 (負) に歪んでいる場合、歪度は正 (負) の値となる。分布が正規分布である場合、分布形は左右対称であるため歪度は 0 となる。図 2.1 で用いた任意に選択した 5 つのトレースについて、流量変動の歪度を計算した結果を表 2.2 に示す。すべての歪度は正の値を取ることがわかる。この結果は、図 2.1 のすべてのトレースの周辺分布が正に歪んでいることを定量的に示すものである。また表 2.2 より、NTTlab の周辺分布が最も正に歪んでいることがみてとれる。

つぎに、取得したすべてのトレースについて、流量変動の歪度を計算した。結果を図 2.2 に示す。図において各々の点の一つのトレースに対応する。歪度が 0 近いトレースが若干存在するが、ほぼすべてのトレースは正の歪度を有することがわかる。それぞれのネットワークについて歪度の平均値を算出し、図中にダイヤモンドのシンボルで示した。平均値の最小は APAN の 0.39 である。

上記の結果から、様々なネットワークにおいて、流量変動の周辺分布は正に歪んで

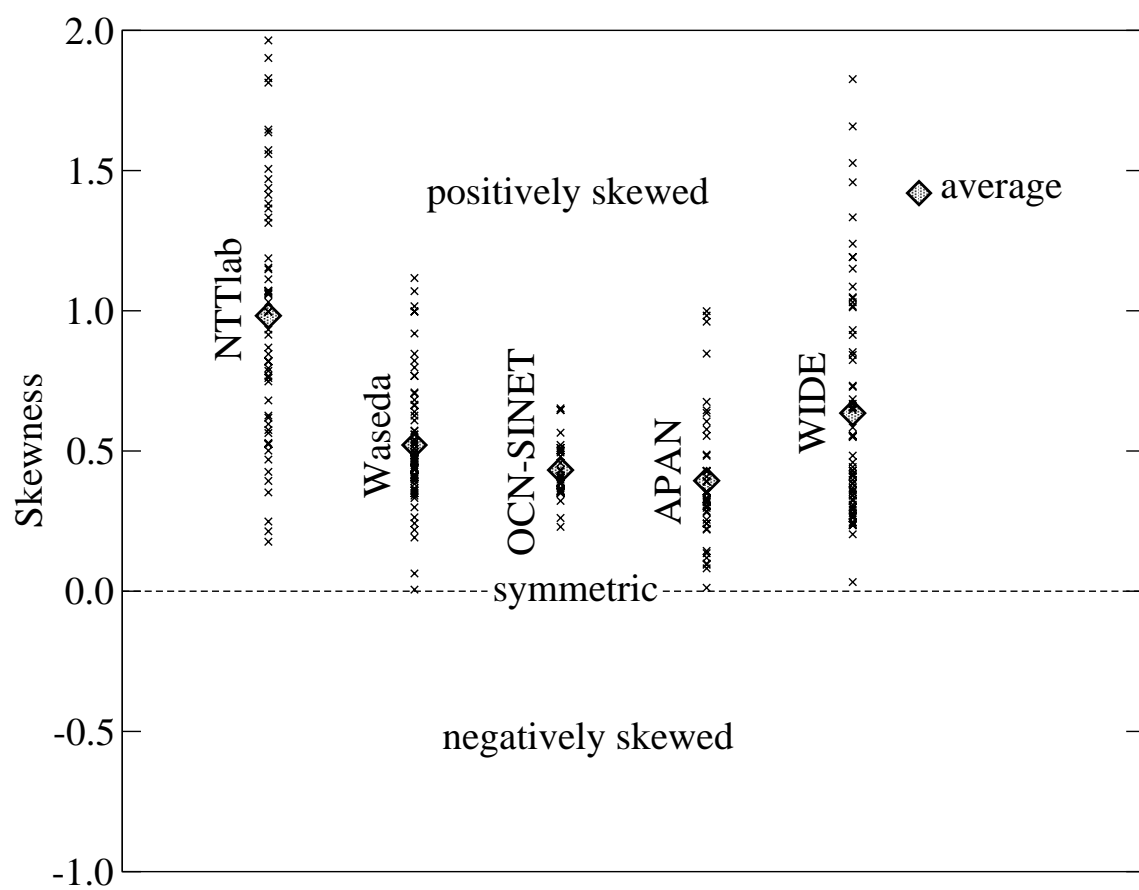


図 2.2 全パケットトレースの歪度の計算

いると結論づけることが出来る．流量変動は必ずしも正規分布ではないという結果は，Addie らの報告 [2]，および Grossglauser と Bolot の報告 [23] においても指摘されている．しかしながら，これらの報告における分析では，対象となるネットワーク，およびデータ数が極めて少ない．一方，我々の分析はインターネットアップリンクおよびバックボーン回線，国内外のネットワークといった様々な環境におけるインターネット回線であり，膨大な量のトラフィックデータを分析の対象としている．

2.5.2 正の歪度とスパイク

流量変動の周辺分布が有する正の歪みは，正規分布から推定される場合と比較して，非常に大きな値を持つスループット値 $X(t_i)$ が存在することを示唆する．これらの非常に大きなスループット値は，ルータでのパケットロスやキューイング遅延を引き起こす可能性が高い．すなわち，周辺分布正の歪みはネットワークの性能や品質と多いに関連している．従って，周辺分布の特徴やその特徴を作り出す原因を探ることは意義深い．本研究では非常に高いスループット値を「スパイク」として，以下のように定義する．

定義 1: あるスループット値 $\widehat{X}(k)$ が以下の条件をみたすとき，これをスパイクと定義する

$$\widehat{X}(k) \geq \langle X(t_i) \rangle + 2\sigma_X, \quad 1 \leq k \leq N_S, \quad (2.3)$$

ここに $\langle X(t_i) \rangle$ は $X(t_i)$ の平均を， σ_X は $X(t_i)$ の標準偏差を表す．また， N_S はトレースにおけるスパイクの数である． Ω_S をスパイク $\widehat{X}(k)$ ($1 \leq k \leq N_S$) の集合とし， Ω_X をスループット値 $X(t_i)$ ($1 \leq i \leq M$) の集合とする．このとき， $\Omega_S \subset \Omega_X$ である．

上記のように，スパイクはスループットの「平均 + 2 × 標準偏差」によって定義される．このような定義によって，スパイクを平均に対して非常に大きな値として定めることが出来る．以下ではこの定義に関して議論する．正規分布の場合，確率変数が「平均 + 2 × 標準偏差」を超える確率は 0.023 であり，非常に小さい．すなわち上記の定義によって定められるスパイクは平均値と比較して際だった事象である．ネットワーク回線の多くは平均スループットに基づいて設計・運用がなされるので，このようなアプローチはトラフィックのバーストを特徴づけるのに有効である．また，スパイクをさらに大きな値によって定義することが出来る．たとえば，「平均 + 3 × 標準偏差」としても良い．しかしながら，このような定義を行う場合，データ長の制限 ($M=3,000$) から観測されるスパイクの数が少なくなるという問題がある．したがって，本研究で

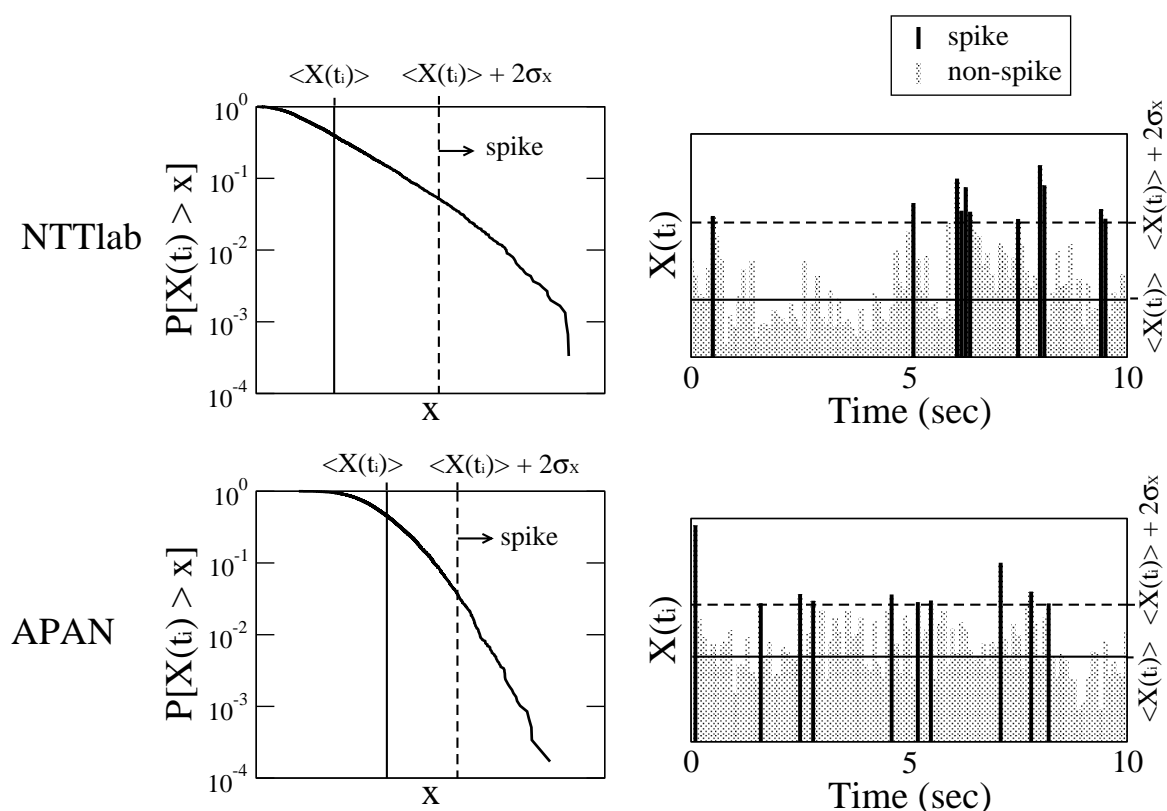


図 2.3 スパイクの例

は定義1を採用する．なお，トラフィックのバーストを同様な定義によってとらえた報告として，文献 [77] がある．

図 2.3 は図 2.1 で用いた NTTlab と APAN のパケットトレースを用いてスパイクを例示した図である．これらのトレースは表 2.2 に示されるように，5 つのパケットトレースにおいて，最大および最小の歪度を有している．.. 上図は NTTlab であり，下図は APAN に対応している．左図は流量変動の周辺分布を累積分布 (補分布) で表現したものであり，右図は実際のスループット値の時系列の一部を拡大したものである．実線は平均値 $\langle X(t_i) \rangle$ を示し，点線はスパイクの定義値 $\langle X(t_i) \rangle + 2\sigma_X$ を示す．右図において，黒に塗りつぶした部分はスパイクであり，グレーの部分は非スパイクである．

以下では歪度とスパイクの関係について調べる．各々のトレースについて，スパイク発生率 (occurrence ratio) を考える．スパイク発生率は，トレース内に存在するスパイクの数を N_S とすると， N_S/M によって定義する．ここで M は前節で定義されたようにトレース内のインターバルの個数，すなわち一つのトレースにおけるスループッ

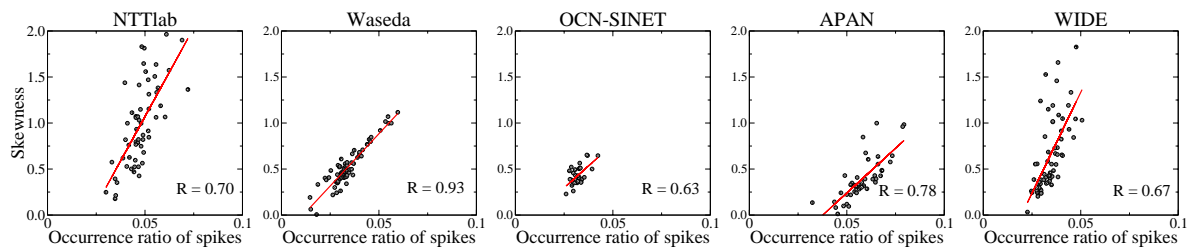


図 2.4 スパイク発生率と歪度の散布図

ト値の個数である．周辺分布が正規分布である場合，スパイク発生率は 0.023 となる．

図 2.4 は，5 つのネットワークのすべてのパケットトレースについてスパイク発生率と歪度を算出し，散布図を描いたものである．図 2.2 と同様に各々の点が一つのトレースに対応する．図中の実線は線形回帰による近似結果を示す．また，変数 R は相関係数である．5 つのネットワークすべてについて，歪度とスパイク発生率は正の相関を有することがわかる．相関係数は最小でも 0.63 である (OCN-SINET のケース)．すなわち，スパイク発生率の増加に伴い，歪度も増加する．また，大多数のトレースにおいてスパイク発生率は正規分布を仮定した値 (i.e., $\Pr[X > \bar{X} + 2\sigma] = 0.023$) よりも大きいことがみてとれる．

これまでの結果は，以下のようにまとめることができる．

- 取得したすべてのトレースについて流量変動の周辺分布は正に歪んでいる．
- 周辺分布が正に歪んでいるため，正規分布の仮定で推定されるよりも多くのスパイクが存在する．

スパイクの存在はパケットロスやキューイング遅延に関係するため，それらの特性及びどのようなメカニズムによりスパイクが発生するかを調べることが重要となる．

2.6 ユーザトラフィックの特性:エレファントフロー

本章ではユーザトラフィックの特性を分析する．ユーザトラフィックは様々な単位によって定義することができるが，ここではルータの制御，及びエンドホストの TCP フロー制御で用いられる単位である IP フローを用いる．IP フローは同一の発着 IP アドレス，発着ポート番号，プロトコルを有するパケット群として定義される．以下では簡単のため，特に断りのない限り「IP フロー」を「フロー」と記述する．

最初にフローを時間インターバル毎に再定義した「時分割フロー (per-time-unit flow)」を定義する．通常，フローは通信開始から終了までに対応する一連のすべてのパケッ

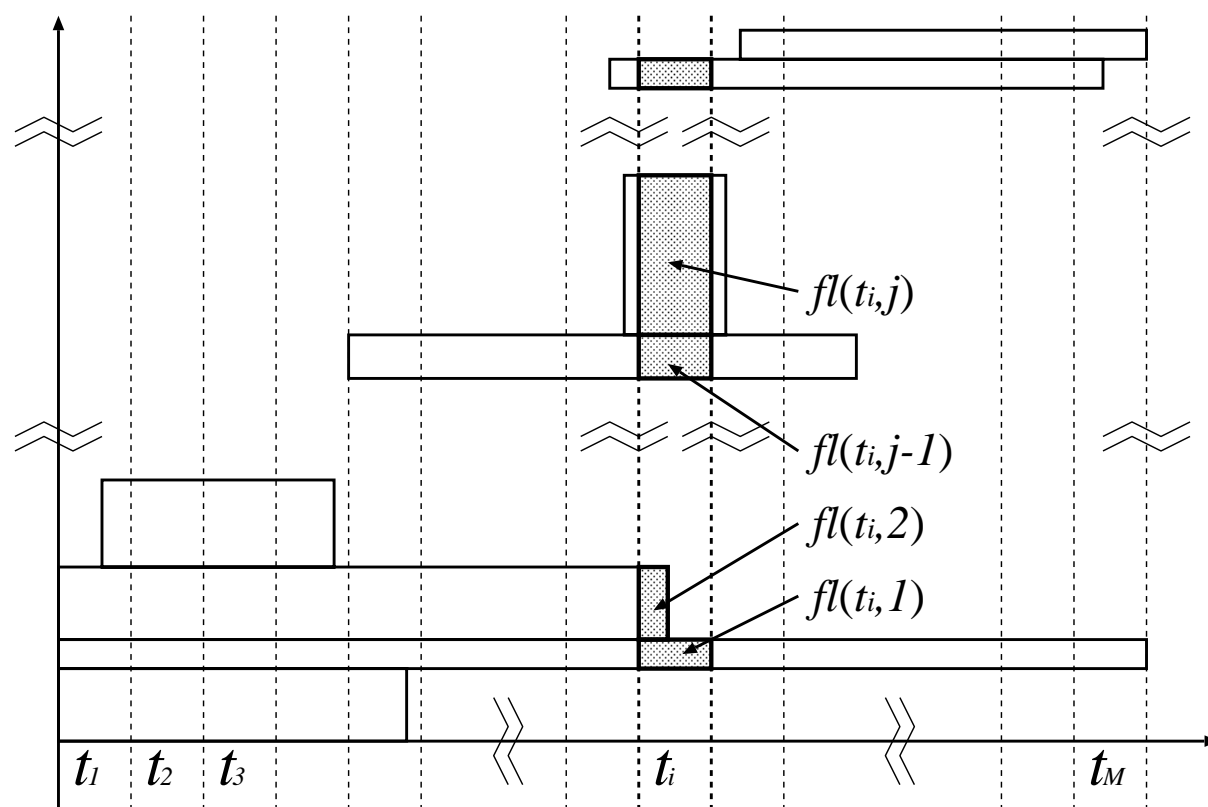


図 2.5 時分割フローのイメージ図

ト群によって定義されるが，ここでは流量変動とユーザートラフィックの関係を直接的に取り扱うためにこのような定義を用いる．すなわち流量変動を分析する時間スケールと，ユーザートラフィックを分析する時間スケールを同一にすることが大きな特徴である．

後述するように，時分割フローのサイズ統計を解析すると，極めて大きい時分割フローが無視できない確率で存在することがわかる．そのような時分割フローを「エレファントフロー」と呼ぶ²．以下ではエレファントフローとスパイクの関係について分析する．

2.6.1 時分割フロー

フローを時間インターバルによって分割した時分割フローを定義する．時分割フローと集約フローがどのような関係を持つかを調べるのが目的である．

²第4章で定義する「エレファントフロー」は時分割フローではなく，通常のフローに対して定義されるものであり，区別する必要がある．

表 2.3 スパイクと非スパイクに対する N_{t_i} の平均値

	NTTlab	Waseda	OCN-SINET	APAN	WIDE
スパイク	17.8	80.9	191.7	50.9	253.6
非スパイク	15.2	78.2	174.3	48.3	213.7

図 2.5 は時分割フローのイメージ図である．図において個々の長方形は IP フローに相当する．IP フローを時間インターバルによって M 個に分割し，各々のタイムインターバル t_i に存在する IP フローを時分割フロー $fl(t_i, j)$, $1 \leq j \leq N_{t_i}$ と定義する．図中のグレーの部分が時分割フローである．ここに M の定義は 2.5 章と同様であり，各々の時間インターバルの長さ τ は同じく 0.1 秒とする．また，時間インターバル t_i における時分割フローの個数を N_{t_i} とする．各々の時分割フローは少なくとも 1 つ以上のパケットによって構成される．時分割フロー $fl(t_i, j)$ のサイズを $b(fl(t_i, j))$ (ビット) とする．このとき，2.5 章で定義した集約トラフィックのスループット値 $X(t_i)$ は以下の式を満たす．

$$X(t_i) = \frac{\sum_{j=1}^{N_{t_i}} b(fl(t_i, j))}{\tau}. \quad (2.4)$$

図 2.1 の分析に用いた 5 つのパケットトレースを分析対象とする．スパイクに属する $X(t_i)$ ($X(t_i) \in \Omega_S$) とスパイクに属さない (非スパイクの) $X(t_i)$ ($X(t_i) \in (\Omega_X - \Omega_S)$) のそれぞれについて N_{t_i} を算出した．スパイク，非スパイクのそれぞれについて N_{t_i} の平均値を算出した結果を表 2.3 に示す．なお平均はトレース中の全インターバルに対する平均値である．表より， N_{t_i} の平均値はスパイクの方が若干高いことがわかる．しかしながら，その数値差はスパイクと非スパイクのサイズの数値差程は著しいものではない．すなわち，スパイクが発生する主要な原因は，時分割フローの数 N_{t_i} の増加であると解釈するよりも，時分割フローのサイズ $b(fl(t_i, j))$ が主要な要因であると推定することができる．以下の節ではこの点に着目し，時分割フローのサイズ統計を分析する．

2.6.2 時分割フローのサイズ分布：エレファントフローの存在

時分割フローのサイズ $b(fl(t_i, j))$ について，以下のような累積分布 (補分布) を計算した．

$$\Pr[b(fl(t_i, j)) > x] \quad (2.5)$$

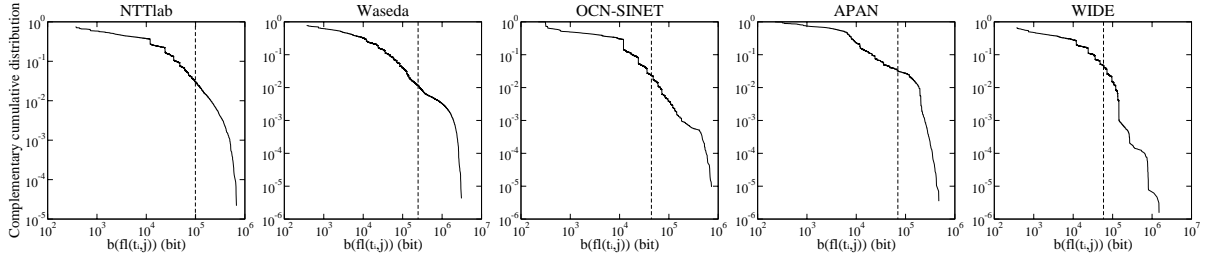
図 2.6 時分割フローのサイズ $b(fl(t_i, j))$ の累積分布 (補分布)

表 2.4 エレファントフローの発生率と占有率

	NTTlab	Waseda	OCN-SINET	APAN	WIDE
発生率	3.01 %	1.15 %	2.35 %	3.22 %	4.65 %
占有率	35.72 %	39.07 %	25.59 %	41.22 %	41.30 %

図 2.6 は上記を両対数表示したグラフである．ここでも図 2.1 の分析に用いた 5 つのパケットトレースを分析対象とした．分布より，時分割フローのサイズは複数のオーダーにまたがる広い変動を有すること，及び分布形が巾乗的に減衰することが分かる．すなわち，大多数の時分割フローのサイズは非常に小さいのに対し，非常に大きな時分割フローが無視できない確率で存在する．そのような非常に大きな時分割フローをここでは「エレファントフロー」と呼び，以下のように定義する．

定義 2：以下の条件を満たす時分割フロー $\widehat{fl}(m) = fl(t_i, j)$ をエレファントフローと定義する．

$$b(\widehat{fl}(m)) \geq \langle b(fl(t_i, j)) \rangle + 2\sigma_b, \quad 1 \leq m \leq N_E, \quad (2.6)$$

ここに $b(\widehat{fl}(m))$ は時分割フローのサイズであり， $\langle b(fl(t_i, j)) \rangle$ ， σ_b はそれぞれ平均値と標準偏差である．また， N_E はトレース中のエレファントフローの総数である．時分割フロー全体の集合を Ω_F とし，エレファントフロー全体の集合 $\Omega_E \ni \widehat{fl}(m)$ ($1 \leq m \leq N_E$) とすると， $\Omega_E \subset \Omega_F$ である．

すなわち，スパイクの定義と同様に「平均 + 2 × 標準偏差」によってエレファントフローを定義する閾値を定める．図 2.6 中の実線は上記の閾値を示す．エレファントフローを更に大きな閾値によって定義することも可能である．例えば「平均 + 3 × 標準偏差」としても良い．しかしながらスパイクのケースと同様に，このように閾値を定義した場合，エレファントフローの数が大幅に減るため，比較的時間が短いトレース (300 秒) を用いる場合，統計的な解析に十分な数のデータを得ることが出来ない．した

がって，本研究では定義2を採用する．また，この定義によって定められるエレファントフローの送信レートはおよそ $1\text{Mbps} = 10^5 \text{ b}/0.1\text{s}$ のオーダーに相当している．(図2.6の点線を参照)．一方で，他の時分割フローの送信レートは約 $70 - 230 \text{ kbps}$ である．

次にエレファントフローの発生率 (occurrence ratio) と占有率 (occupation ratio) を以下のように定義する．

$$\text{occurrence ratio} = \frac{N_E}{\sum_i N_{t_i}} \quad (2.7)$$

$$\text{occupation ratio} = \frac{\sum_m b(\widehat{fl}(m))}{\sum_{i,j} b(fl(t_i, j))}. \quad (2.8)$$

これらの変数の導入は，エレファントフローの数 (発生率)，およびサイズ (占有率) を調べることを目的としている．図2.1の分析に用いた5つのパケットトレースを分析対象とし，エレファントフローの発生率と占有率を計算した結果を表2.4に示す．表より，すべてのトレースについて少数のエレファントフローが集約トラフィックに占める割合が高いことがわかる．他のすべてのトレースについても同様の分析を行ったが，やはり同様の結果を得る．

こうした現象は，*elephant and mice phenomenon*，あるいは2:8の法則 (*the 80/20 rule*) として様々な分野で観測されるよく知られたものである．すなわち，数としてはごく一部の上位の集団が存在し，それらの集団が保有する量が全体が保有する量の大半を占めるという現象である．従って，このような現象に従う変数は，きわめて高い非一様性を有する．文献 [60, 61, 90] では，IP フローのサイズや平均レートの分布が *elephant and mice phenomenon* に従うことが報告されている．本研究では，時分割フロー—すなわち瞬間的なIPフローのサイズ(レート)—も同様にそのような傾向があることを示した．このように，単位時間あたりの細かい粒度において定義される時分割フローのサイズは *elephant and mice phenomenon* に従い，きわめて高い非一様性を有することが示された．

以下では時分割フローを考慮する意義を説明する．Papagiannaki らの報告 [60, 61] や Zhang らの報告 [90] ではフローの平均レートを分析の対象としている．平均レートはフローサイズをフロー継続時間 (フローの開始から終了までに要する継続時間) で除算したものである．一方，本研究では時分割フローを用いた分析を行う．時分割フローを導入する最大のメリットは，短い時間スケールでのフロー特性を正確に特徴つける点である．図2.7に2本のランダムに選んだ長時間TCPフローのスループット時系列データを示す．なお，それぞれのフローはいくつかのエレファント (時分割) フローを含ん

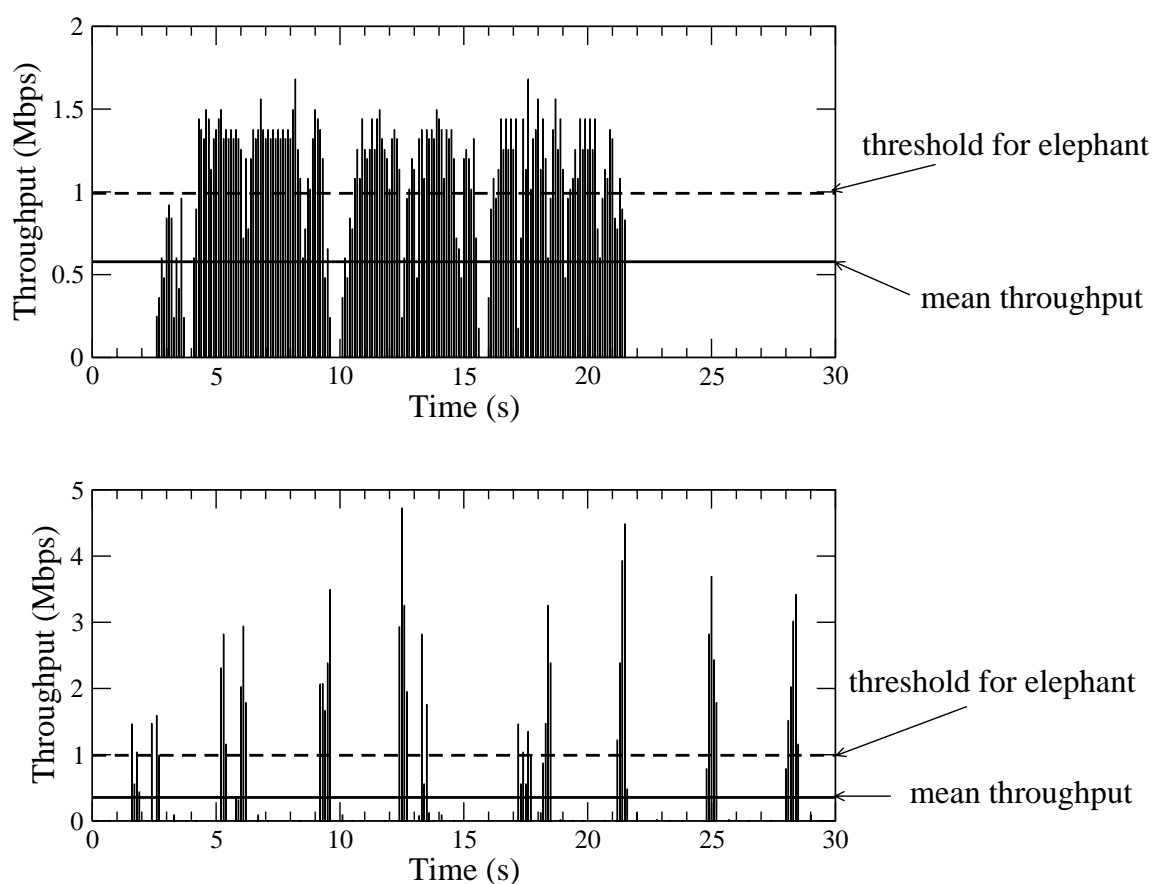


図 2.7 長時間 TCP フローのスループット時系列データ

でいる．図中の点線より上の部分がエレファントフローに対応する．どちらのフローもエレファントフローを含むが，フローを構成する大多数の時分割フローは非エレファントである．また，TCP フローの流量変動は輻輳制御により，こうした鋸型 (sawtooth) のパターン示すことがよく知られている．このように，単一のフローの送信レートは一定ではなく，むしろ非常に高い変動性を有する．したがって，平均レートでは単一フローの変動性の特徴を捕えることが出来ない．時分割フローを用いたアプローチの利点は，そうしたフロー毎の変動性を取り扱うことができる点，及び集約トラフィックの流量変動特性とフローレベルの挙動との関係を直接的に取り扱うことが出来る点にある．

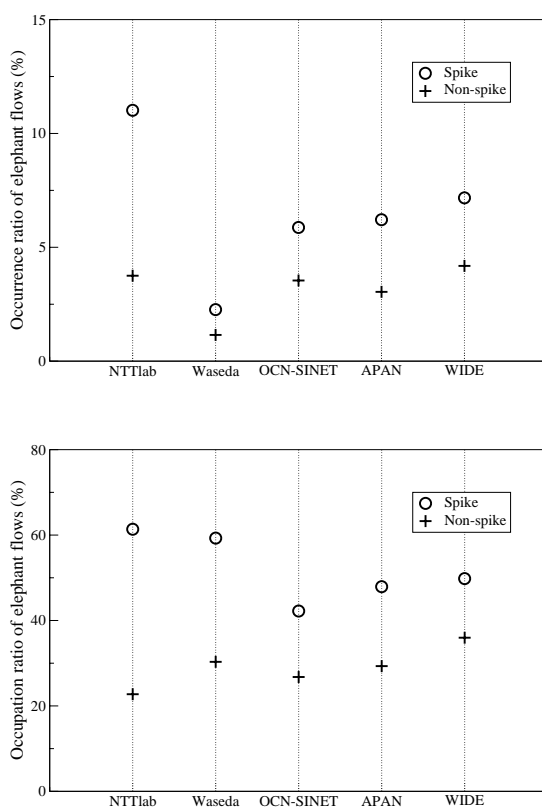


図 2.8 エレファントフローの平均発生率と平均占有率

2.7 スパイクとエレファントの関係

前節で議論したように，時分割フローには多数のパケットから構成されるエレファントフローが存在した．そのようなエレファントフローとスパイクの関連性を調べる．スパイク内に存在する時分割フローを分析し，さらにそこに含まれるエレファントフローについて考察する．

スパイク，非スパイクに属する時分割フローのそれぞれについて，エレファントフローの発生率と占有率を計算する．発生率と占有率はスパイクと同様に式 (2.7)，(2.8) のように定義する．

以下では図 2.1 の分析に用いた 5 つのパケットトレースを分析対象とする．図 2.8 は 5 つのパケットトレースに対するエレファントフローの平均発生率，平均占有率をスパイク，非スパイクについて個別に計算した結果である．図よりエレファントフローの平均発生率，平均占有率ともにスパイクが高い値を示す．すなわち，以下のことがわかる．

1. スパイクでは、エレファントフローの発生する確率が非スパイクと比較して高い (約 1.7 – 2.9 倍)
2. スパイクの大部分はエレファントフローによって構成される。スパイクのサイズは約 42 – 61% がエレファントフローから構成される。

ここで得た最も重要な結果は、エレファントフローが存在する確率がスパイクにおいてより高いということである。すなわち、ある時間インターバルにエレファントフローが数多く存在する場合、そのタイムインターバルのスループット値はスパイクとなる傾向が高い。このように我々の時分割フローを用いた分析により、エレファントフローの発生がスパイクの発生に関係する主要な要因であることが示された。

2.8 既存のトラフィックモデルとの比較

本章ではこれまでに得た知見から、既存のトラフィックモデルについて論じる。集約トラフィックの特性とユーザトラフィック特性、そしてそれらの関係を知ることは実用的なトラフィックモデルを作る上で重要な役割を果たす。それぞれの特徴を分析した報告は数多く存在するが、両者の関係について論じた報告はこれまでにあまりなされてこなかった。パレート ON/OFF ソースモデル [89] は両者の関係を取り入れたトラフィックモデルであり、今日のインターネットの特徴—バースト性を表現するトラフィックモデルとして良く知られる。このモデルは (1) 集約トラフィックの到着プロセスが長時間相関 (LRD) を有する (あるいは自己相似性を有する) 特徴、および (2) ユーザトラフィックの持続時間の分布が裾野を長く引く (*heavy-tailed*) 特徴を反映している。これらの特性が普遍的 (*invariant*) な性質であることが多数のネットワーク計測によって明らかになっている。Willinger らのモデルはこれら二つの特徴を矛盾なく取り入れることに成功している。すなわち、持続時間が *heavy-tail* 分布に従うユーザトラフィックを重ね合わせることによって、集約トラフィックの流量変動が自己相似性を有する。Willinger らはこの関係を厳密な数学によって証明している [89]。Park らはネットワークシミュレーションによって上記の関係を検証し [63]、Crovetto らはトラフィック、および初期のウェブアクセスログの計測を用いた分析によって上記の関係を検証している [11]。

しかしながら、上記のモデルには二つの不利な点がある。一番目の点は、周辺分布を正規分布と仮定している点である。これまでに見てきたように、この仮定は実際のインターネットトラフィックの性質と合致しない。トラフィックの周辺分布が正規分布に従うと仮定すると、スパイクの発生率を実際よりも低めに見積もることとなる (図 2.1 参

照)。すなわち，正規分布を仮定したトラフィックモデルを用いて計算されるパケットロス率は，実際よりも低めに見積もられることになる。二番目の点は，集約トラフィックは均一の固定レートを有するフローの重ね合わせであると仮定する点である。すなわち，あるタイムインターバル内における個々のフローのサイズ(時分割フローのサイズ。すなわち瞬間フローレート)はほぼ同じものになる。本研究でみたように，時分割フローのサイズは複数のオーダーにまたがる高い非一様性を有する。これにより，非常に大きなフロー—エレファントフローの発生頻度は比較的高い(図2.6参照)。エレファントフローはスパイク(バースト)に大きく寄与するため，エレファントフローを制御することにより，スパイクを抑制することが期待できる。既存のモデルではこのような点を考慮することができなかった。

このように，集約トラフィックの流量変動が正に歪んだ周辺分布にしたがう特徴，およびユーザトラフィックのフローレート分布は高い非一様性を示す特徴をトラフィックモデルに取り込むことは本質的である。本研究の計測分析はこれらの特徴を明らかにするとともに，両者の強い関連性を発見した。このような特徴を考慮することにより，実用的でかつリアリスティックなインターネットトラフィックモデルを構築することが出来る。また，本研究の発見はユーザトラフィックに対するトラフィックエンジニアリングのポリシーを決定する上でも有益である。

2.9 本章のまとめ

本章では広域にわたる多地点で計測した実トラフィックの流量変動を分析し，ユーザトラフィック，集約トラフィックそれぞれの特徴とそれらの関係を明らかにした。主な結果は次のとおりである

- 大多数の場合において集約トラフィックの流量変動の周辺分布は正規分布ではなく，正に歪んだ非対称な分布にしたがう。
- ユーザトラフィックのサイズ統計は複数のオーダーにまたがる裾野部の長い分布に従い，強い非一様性を示す。
- 上記ユーザトラフィックの非一様性が集約トラフィックが示す非正規性の原因となる。

また，上記の結果を既存のトラフィックモデルと比較し，その意義を議論した。本研究の発見は，実用的でリアリスティックなインターネットトラフィックモデルの構築，お

よびユーザートラフィックに対するトラフィックエンジニアリングのポリシーを決定する上で有益である．

第 3 章

ユーザトラフィック統計の非一様性

3.1 本章の概要

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) [17] や CSFQ (Core-stateless Fair Queueing) [83] に代表されるフロー毎の制御アルゴリズムの性能評価を行うため．
- ユーザ毎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，品質評価および制御手法がこれまでに報告されている [6, 86, 8, 29]．

2000 年初頭以降は，P2P(peer-to-peer) アプリケーションの普及がめざましく，現在のインターネット回線上における P2P のトラフィック量は web に匹敵するという報告がある [28, 56]．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きわめて大きいことが知られている [76, 28]．P2P アプリケーションが持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。

本研究ではネットワークの計測を行い、web および 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、分析結果にもとづき、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、制御手法の提案およびトラフィックのモデル化に有益である。

3.2 関連研究

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 [34, 75, 76, 79] がある。文献 [34, 75, 76] 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、およ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 [79] では、インターネット回線上を流れる P2P データトラフィックの計測、分析を行い、P2P コネクションの持続時間の特性、到着時間の間隔、およ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とされる詳細なフロー分析は行われていない。

本稿では、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およぼす影響、およ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。

以下に本章の構成を示す。3.3 ではトラフィックの計測およびフロー分析の手法について述べる。3.4 は、3.3 のデータにもとづき、詳細なフロー分析を行った結果を示す。3.5 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、およびフロー毎のトラフィック制御手法に関する考察を行い、さらに今後の課題を述べる。最後の 3.7 は本論文のまとめである。

表 3.1 アプリケーションの識別に用いたポート番号

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

3.3 計測および分析手法

本章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 Mbps であり，IMnet[26] 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，パケット毎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 5 つのユニークな組み合わせ (フローキー) を持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 フラグの中で，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．フロー毎にフロー開始時刻 $T_s(f_i)$ ，終了時刻 $T_e(f_i)$ ，フローサイズ $S(f_i)$ を記録する．ここに $T_s(f_i)$ ， $T_e(f_i)$ は SYN，および 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 3.1 に示す番号と一致するアプリケーションを扱う²．P2P については，ネットワーク計測時において国内外で代表的に利用されて

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持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持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．

²文献 [28] 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．

表 3.2 フロー数および総トラフィック量

	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

いる Gnutella[20], OpenNap[58], FastTrack[32] 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 3.2 に示す．総フロー数に対するアプリケーション毎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毎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．

3.4 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，レートの特性を決定しなければならない．また，文献 [45, 18] 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性は，フロー毎の制御を行うアルゴリズムの適切なパラメタを設定する上で重要な役割を果たす．本節では，このようなフロー特性，および特性の間の関係をアプリケーション毎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．

3.4.1 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持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，および標準偏差は表 3.3 に示す通りであった．

表 3.3 フロー到着間隔の平均値および標準偏差

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

図 3.1 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、分布は指数分布にしたがうと考えられる。そこで指数分布 (図の点線部) に対する回帰分析を行った。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 および 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わかる。

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毎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 [7]。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、

$$I(f) = \frac{1}{2\pi N} \left| \sum_{k=1}^N T_{\delta}(k) \exp(ikf) \right|^2 \quad (3.1)$$

のように計算した³。ここに f は周波数を示す。

図 3.2 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 [7]。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すみやかに減衰する。

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したがい、時間相関がすみやかに減衰する (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データ長が有限であるため、パワースペクトル密度の計算にあたって、事前に線形トレンドを除去し、窓関数を施した。

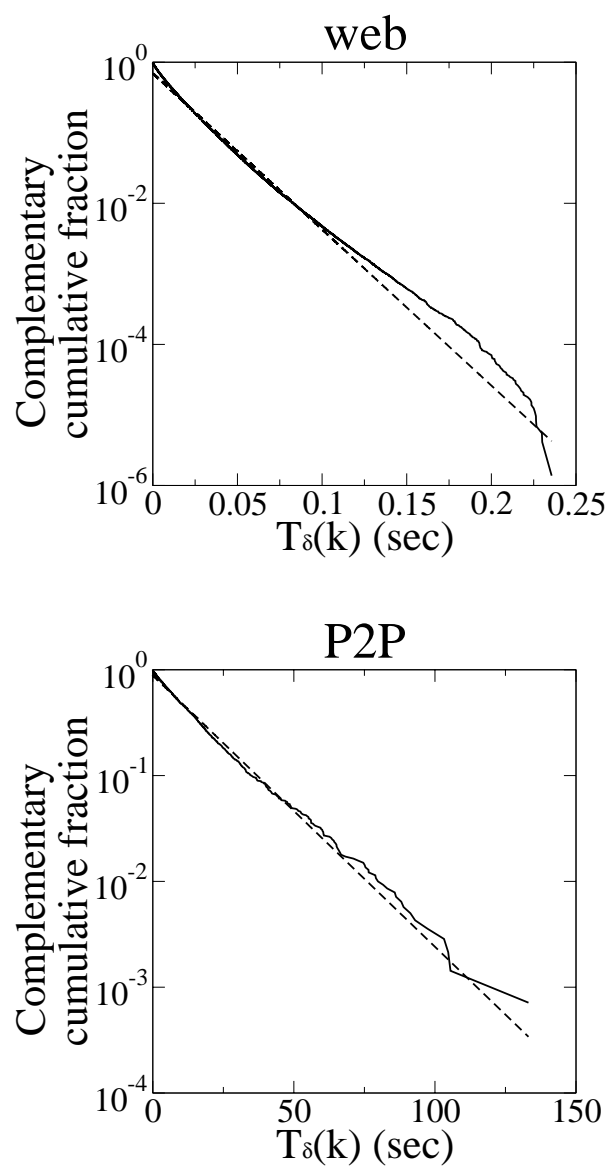


図 3.1 フロー到着間隔の累積分布の補分布

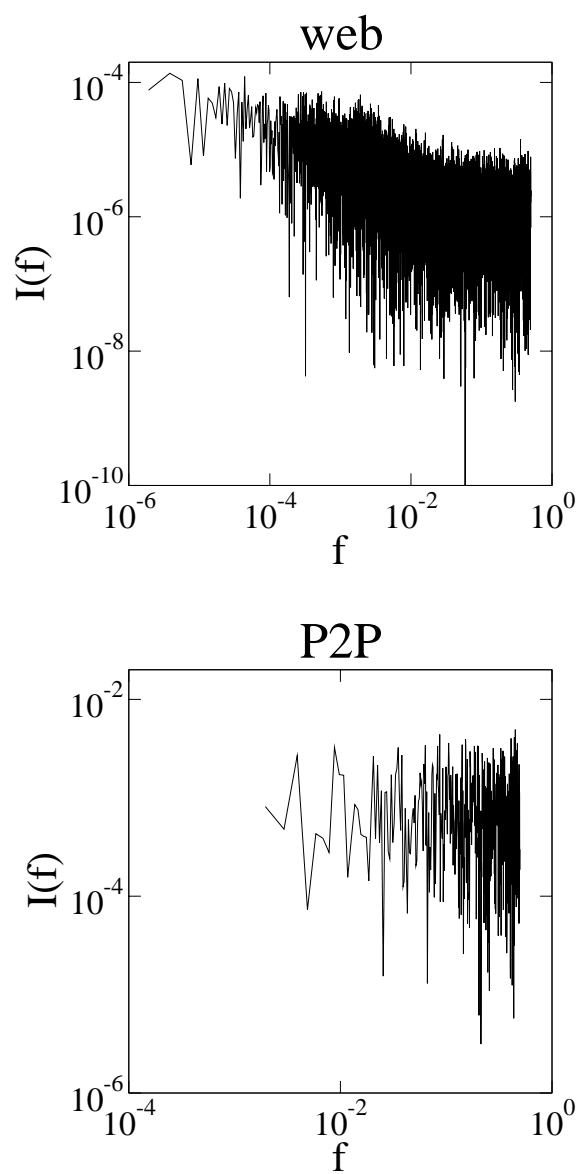


図 3.2 フロー到着間隔のパワースペクトル密度

表 3.4 フローサイズの平均値および標準偏差

	平均値 (byte)	標準偏差 (byte)
web	20.58 K	546.10 K
P2P	5.81 M	53.90 M

3.4.2 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、および標準偏差は表 3.4 に示す通りであった。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 フローと比較してきわめて大容量の通信を行うことがわかる。図 3.3 は web, P2P それぞれに属するフローに対して $S(f_i)$ の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桁の範囲にわたり、広範囲な値を示すことがわかる。

特に P2P では 10^9 (約 1Gbyte 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持つフローが存在することがわかる。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、およびトラフィ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、サイズがおおよそ 10^4 (約 10kbyte 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わかる。 $S(f_i) < 10^4$ 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。

前述した $S(f_i) \sim 10^9$ 、および $S(f_i) < 10^4$ 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

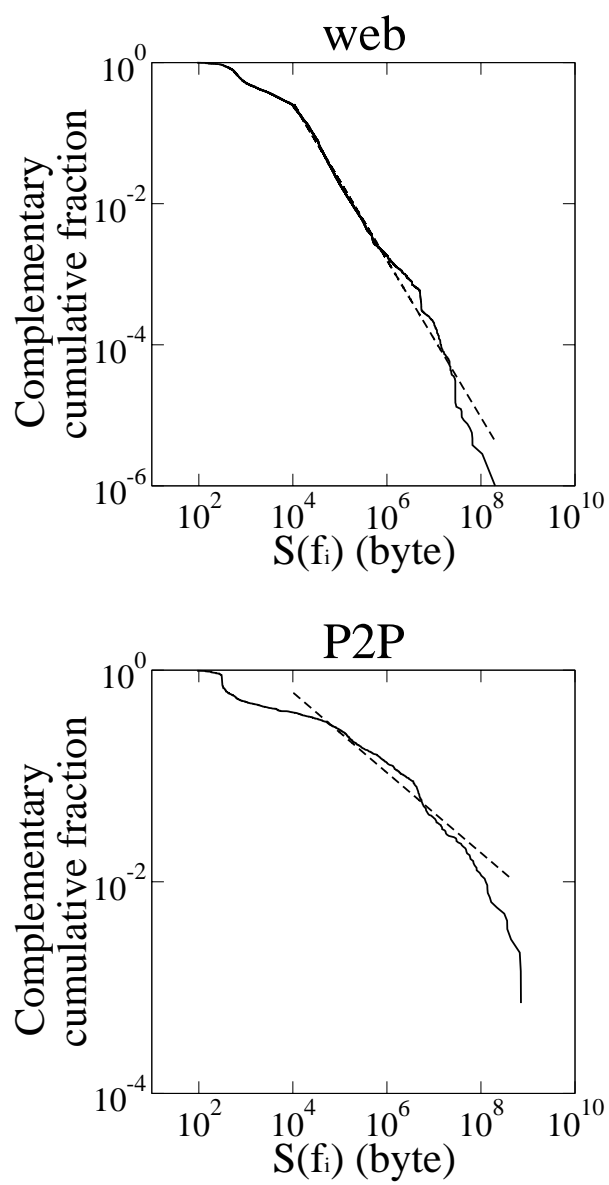


図 3.3 フローサイズの累積分布 (補分布)

表 3.5 フローサイズのパレート分布に対する回帰分析

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

表 3.6 フローサイズが上位 10 位に該当するフローの統計

	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

フローサイズはパレート分布

$$\Pr[S(f_i) > x] = kx^{-\alpha} \quad (x \geq k^{1/\alpha}, k > 0, \alpha > 0) \quad (3.2)$$

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， $S(f_i)$ がパレート分布にしたがうと仮定し，回帰分析を行った．図 3.3 の点線部は推定された分布を示す．表 3.5 に，推定された形状母数 α の値，およ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⁴を用いた検証結果を以下に示す．図 3.4 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 の直線上にほぼしたがっていることがわかる．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きわめて重い (heavy-tail) 分布であることがわかる⁵．

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持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

⁴P-P プロットの詳細については付録 B を参照．

⁵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 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．

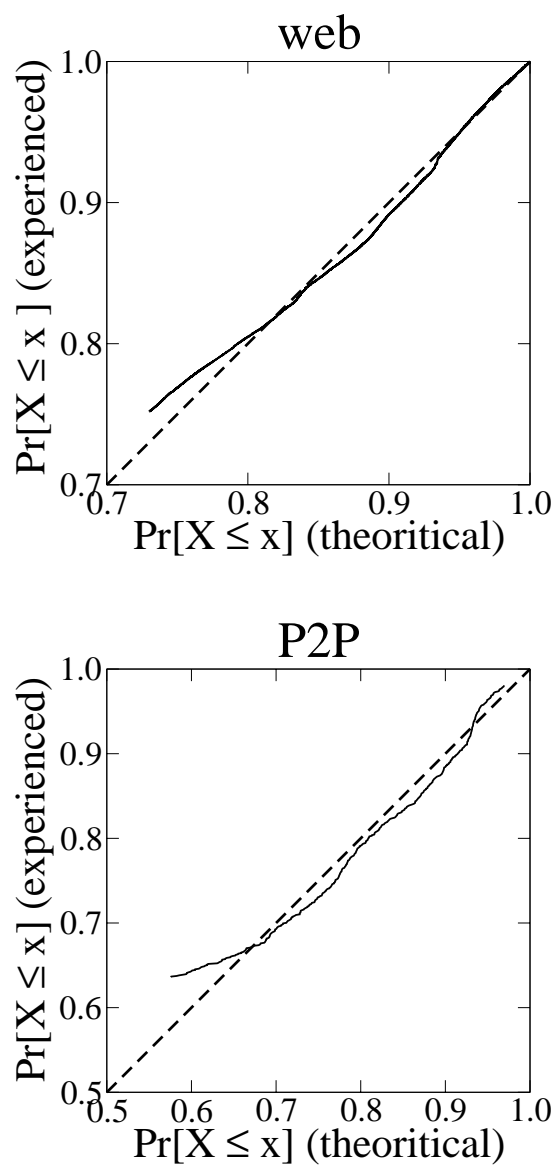


図 3.4 フローサイズの P-P プロット

表 3.7 フロー持続時間の平均値および標準偏差

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

サイズ分布がこのような特性を示すことは文献 [37, 60, 61, 90] などでも指摘されており，パレートの法則と呼ばれる⁶．表 3.6 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わかる．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 および P2P フローのサイズは，裾野部が重い分布にしたがう．特に P2P フローは web フローに比べ平均値が格段に大きく，分布の裾野はきわめて重い．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．さらに詳細な議論を 3.5.1 で行う．

3.4.3 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，および標準偏差は表 3.7 に示す通りであった．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わかる．図 3.5 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，分布は複数の桁にまたがるものの，グラフは直線的ではない．そこで分布が対数正規分布にしがたうと仮定し，Q-Q プロットを用いた検証を行う⁷．図 3.6 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，およ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 の直線にほぼしたがう．

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，トラフィック計測期間をまたぐような長い持続時間

⁶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．

⁷Q-Q プロットの詳細については付録 B を参照．

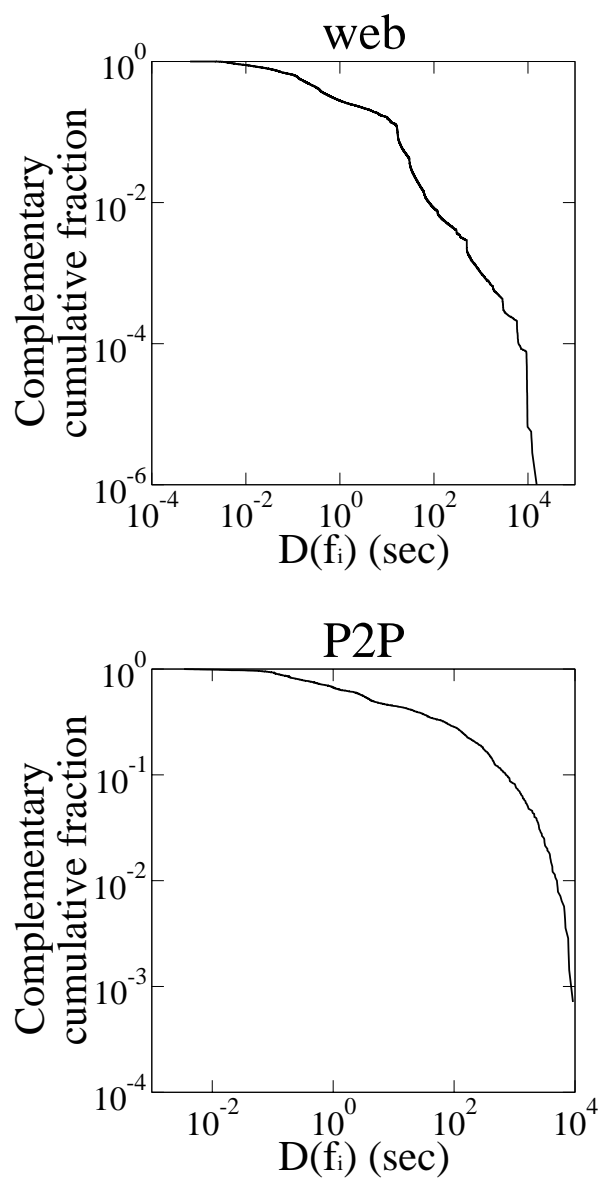


図 3.5 フロー持続時間の累積分布の補分布

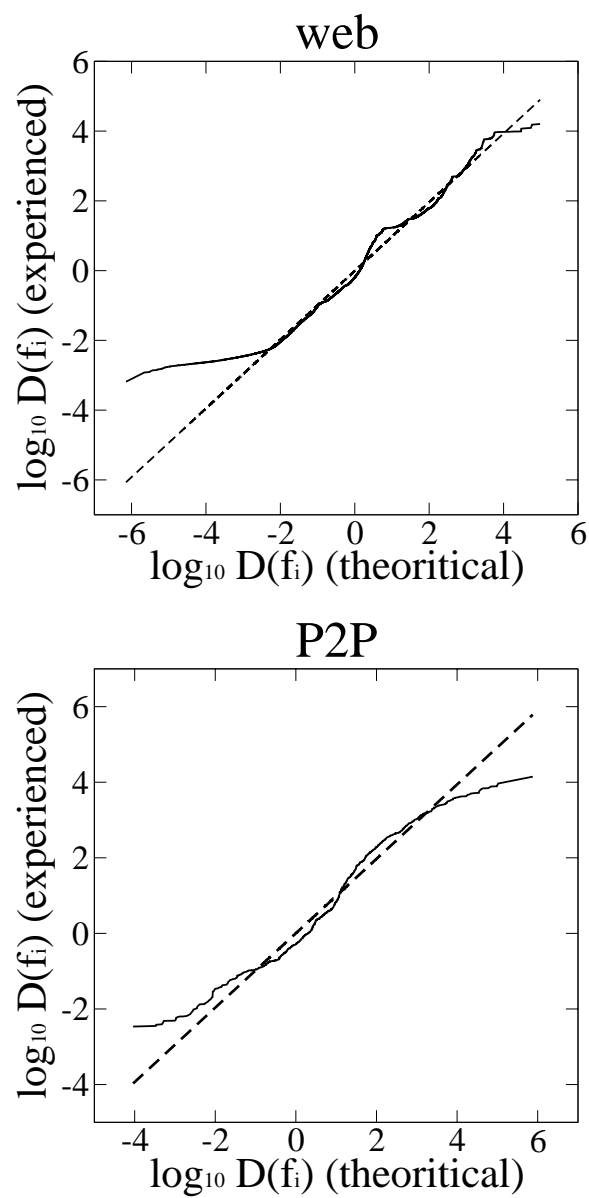


図 3.6 フロー持続時間分布の Q-Q プロット

を持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章で定義した 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づつ含む P2P フローについて，持続時間の最大値は 14,031 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 14,031 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播遅延時間 (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 3.6 の $\log_{10} D(f_i) < -2$ をみtas 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 $2 \times \text{RTT}$ と見積もることが出来る．一方，ノード間の RTT はノード間距離，およ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さ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．

表 3.8 フローレートの平均値および標準偏差

	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

3.4.4 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，および標準偏差は表 3.8 に示す通りであった．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わかる．図 3.7 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．分布は複数の桁にまたがるものの，web，P2P 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しがたうと仮定し，Q-Q プロットを用いた検証を行う (図 3.8)．P2P ではほぼ全域にわたってグラフが傾きが 1 の直線にほぼしたがう．web では広い範囲でグラフは傾きが 1 の直線にしたがうものの，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 3.8 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わかる．

3.4.5 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，およびサイズに対して閾値 \hat{D} (秒)， \hat{S} (byte) を設定し，閾値と比較して，フローのクラス分けを行う．表 3.9 に示すように S-S (Short-Small)，L-S (Long-Small)，S-L (Short-Large)，L-L (Long-Large) の 4 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およ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 [90, 37] 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留まっている．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閾値 \hat{D} ， \hat{S} は任意に定めることが可能である．文献 [37] では $\hat{D} =$

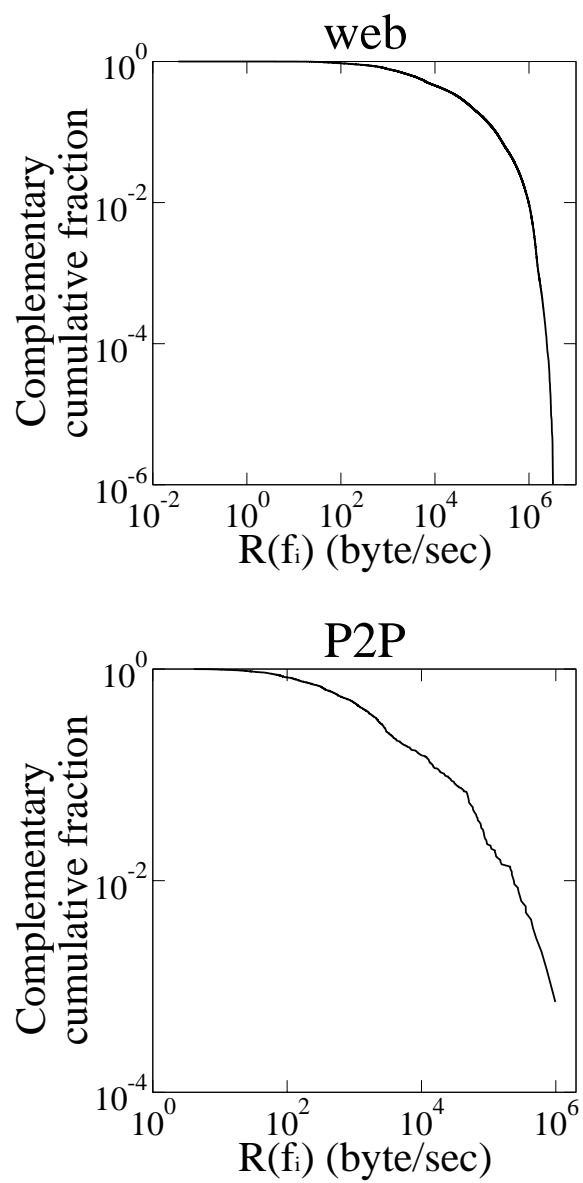


図 3.7 フローレートの累積分布の補分布

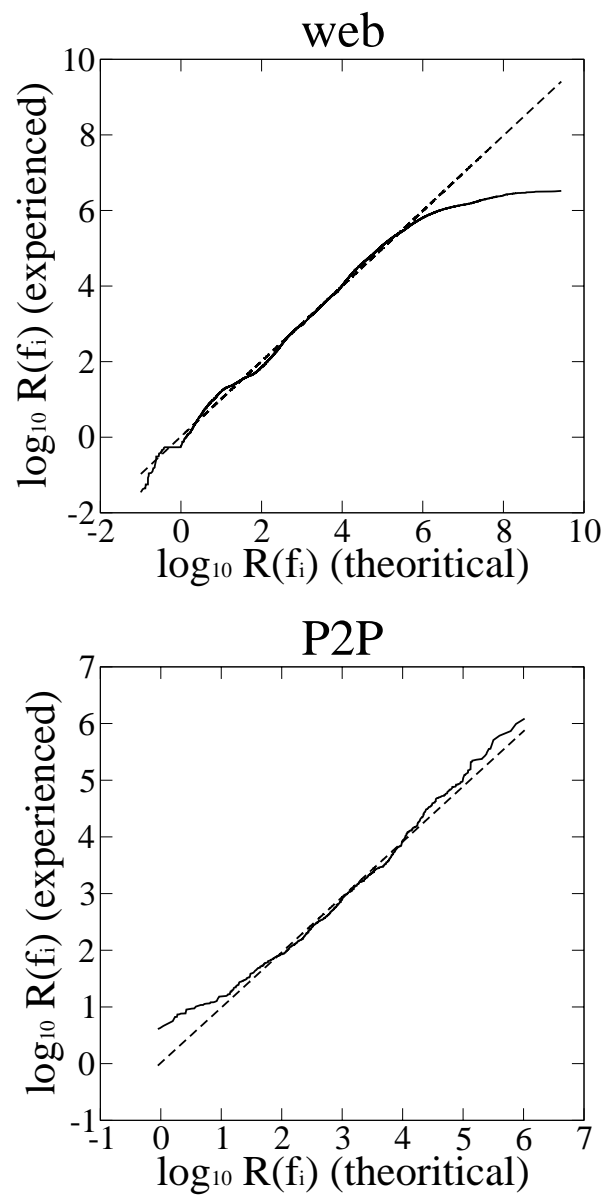


図 3.8 フローレート分布の Q-Q プロット

表 3.9 フロークラスの定義

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

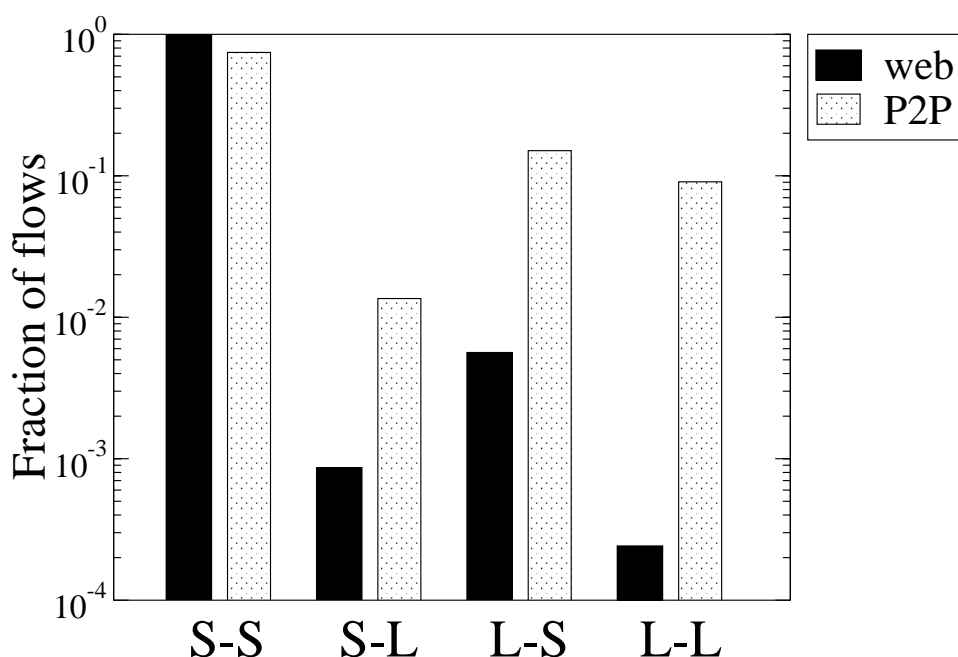


図 3.9 クラス毎のフロー数の割合

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, サイズのそれぞれについて 平均値 M および標準偏差 σ を計算し, $M + \sigma$ を閾値とした．この結果に基づいて, 閾値をそれぞれ $\hat{D} = 148.69$ (秒), $\hat{S} = 2074492.20$ (byte) と定めた⁸．

図 3.9 にクラス毎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

⁸ここで定めた閾値の他に $\hat{D} = 10, 100, 1000$ および $\hat{S} = 100000, 500000, 1000000$ の組み合わ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．

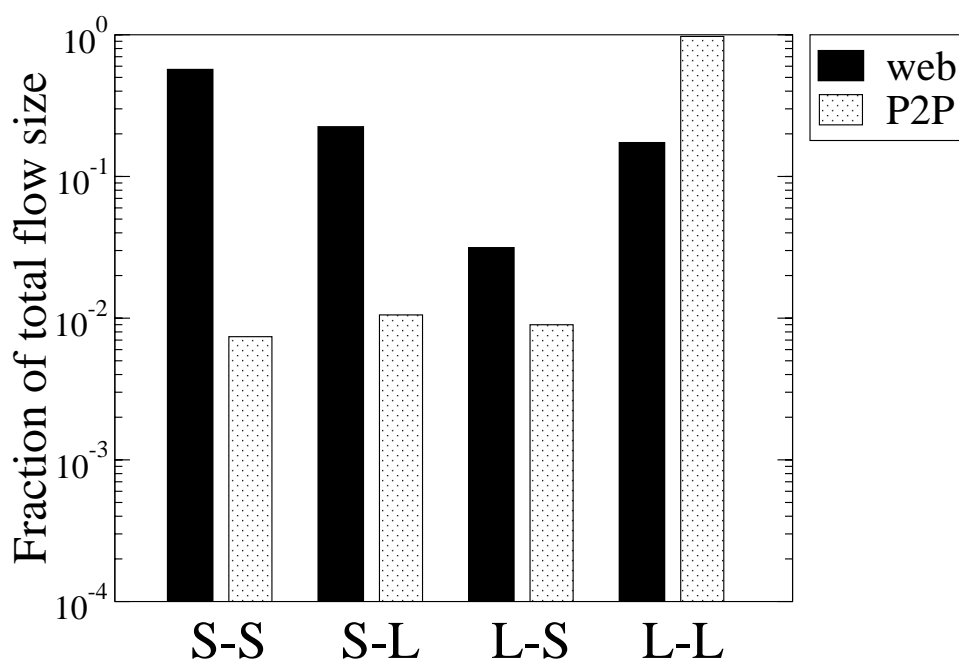


図 3.10 クラス毎のフローサイズ合計の割合

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桁にまたがる広範囲な値をとる事実からも示唆される．

図 3.10 にクラス毎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 フローサイズ全体の約 97.31% を占める．数としてはもっとも多い 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% 未満に留まっている．

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，およ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，およびクラス毎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．

3.5 考察

3.5.1 P2P フローの増加に関する考察

3.4.2 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きわめて重いため，上記の性質が顕著である．

文献 [28, 56] 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めざましく，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 3.3，および表 3.5 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 (10kbyte から 500Mbyte に相当) において，web，P2P のフローサイズ S の分布はパレート分布

$$\Pr[S > x] = kx^{-\alpha} \quad (3.3)$$

で近似できる．以下で，上記の範囲における web，P2P，およ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 3.2 および文献 [28, 56] 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 の割合はきわめて高い．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，きわ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 77.94kbyte，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 のサイズに近い．図 3.11 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 に近いことがわかる．

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

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

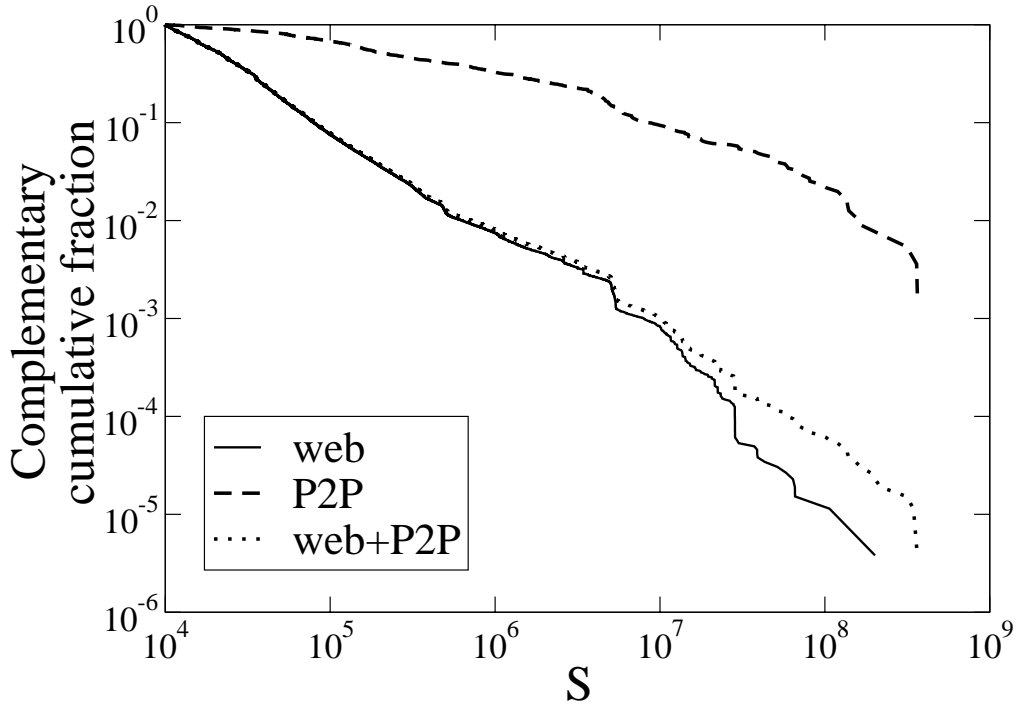


図 3.11 web , P2P , web+P2P のフローサイズ分布の補分布

$$= \Pr[S(f_i) > x | f_i \in \Omega_w] \Pr[f_i \in \Omega_w] + \Pr[S(f_i) > x | f_i \in \Omega_p] \Pr[f_i \in \Omega_p] \quad (3.4)$$

を満たす．ここに $\Pr[A|B]$ は事象 B の元で A が起こる条件付確率を示す．また，web，P2P のフローサイズ分布はパレート分布で近似できることから，

$$\Pr[S(f_i) > x | f_i \in \Omega_w] = k_1 x^{-\alpha_1} \quad (3.5)$$

$$\Pr[S(f_i) > x | f_i \in \Omega_p] = k_2 x^{-\alpha_2} \quad (3.6)$$

である．また， r_p の定義より

$$\Pr[f_i \in \Omega_w] = 1 - r_p \quad (3.7)$$

$$\Pr[f_i \in \Omega_p] = r_p \quad (3.8)$$

である．(3.4)～(3.8) 式より，

$$\Pr[S(f_i) > x] = k_1(1 - r_p)x^{-\alpha_1} + k_2 r_p x^{-\alpha_2} \quad (3.9)$$

となる．ここで $\alpha_1, \alpha_2, k_1, k_2$ を図 3.11 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．

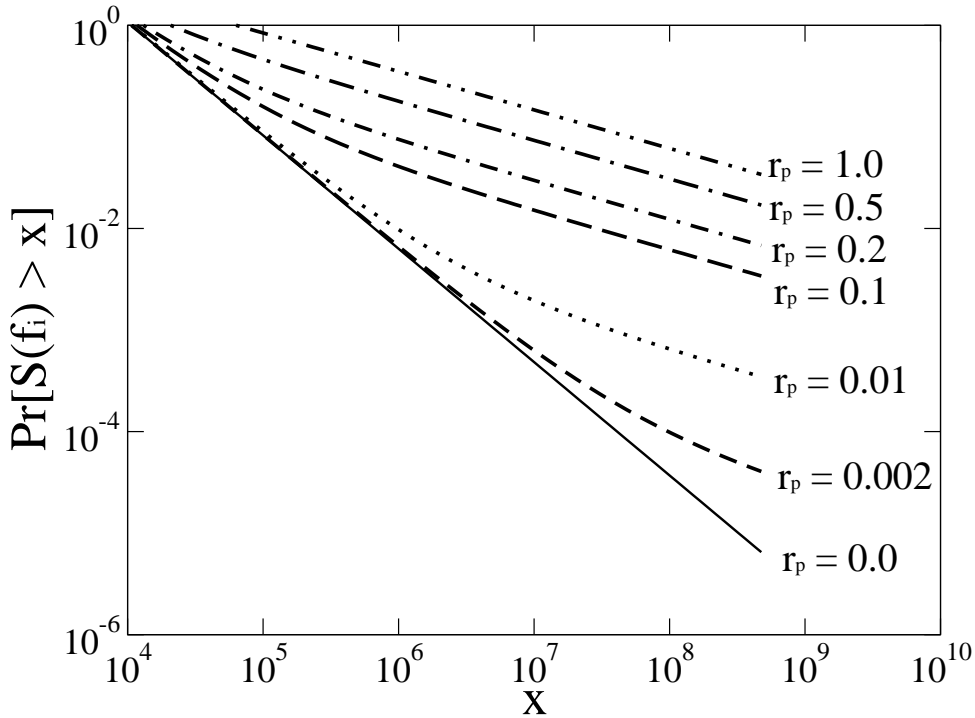


図 3.12 web+P2P のフローサイズ分布の補分布

式 (3.9) 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累積分布 $\Pr[S(f_i) > x]$ を図 3.12 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 3.11 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したがうことがわかる. r_p の増加にともない, 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部は P2P のフローサイズ分布の裾野部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の特徴は, 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および帯域設計手法が一層重要になる.

3.5.2 フロー毎のトラフィック制御

ここではフロー毎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輻輳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，実装および拡張が活発に行われている [17, 19]．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．この時に，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 [45, 18]．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徴が異なっており，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持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．

3.5.3 フローサイズ統計とファイルサイズ統計の関係

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．ネットワーク上を流通するファイルのサイズに関するこれまでの報告によると，UNIX ファイルシステムのファイルサイズ分布や web サーバ上のファイルサイズ分布，web サイトへのアクセス頻度等において，巾則や Zipf 則が成り立つことが知られている [74, 41, 22, 91, 1, 72]．特に web におけるファイルサイズの分布は形状母数 α が $1 < \alpha < 2$ のパレート分布にしたがうことがよく知られている [62, 63, 11]．これは，図 3.3，表 3.5 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きわめて重い裾野を持つ分布にしたがうことが報告されている [28]．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わかる．

ファイルサイズ特性はアプリケーションが持つ固有の特性であり，その特性がフローサイズ分布の特性に反映していると考えられる．すなわち，アプリケーションが取り扱うオブジェクト (ファイル) の特性が普遍的であれば，それらのオブジェクトを送受信することによって発生するトラフィック量 (フローサイズ) の特性も普遍的であると

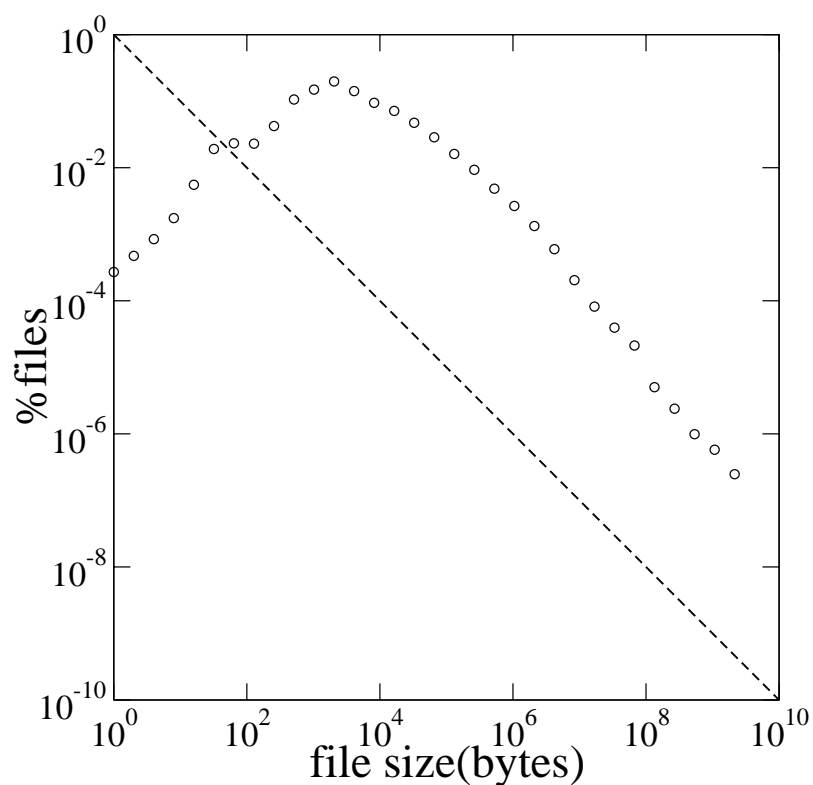


図 3.13 UNIX ファイルシステムのスケーリング則

考えられる．ファイルサイズの非一様性については古くから報告があり，例えば図 3.13 は 1993 年 Gordon Irlam によって USENET ニュースグループ comp.os.research に投稿されたデータを用い，フローサイズ分布を描いたものである．データは簡単なシェルスクリプトによって各方面から収集された 1200 万におよぶファイルの統計である⁹．図より 1993 年当時のファイルサイズ分布もやはり複数のオーダーに跨る幅広い非一様性を示し，分布ほぼ冪乗則に従うことがわかる．このようにファイルサイズ統計の冪乗分布則は，ネットワークにおける普遍的な性質のひとつであると考えられる．

⁹図の作成にあたって，[22] で公開されているデータ利用した．

3.6 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．3.4.3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，計測データ長をさらに長くしても，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3.6）．これは，3.4.3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．

元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3.14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3.15, 3.16, 3.17, 3.18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したがうことがわかる．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．

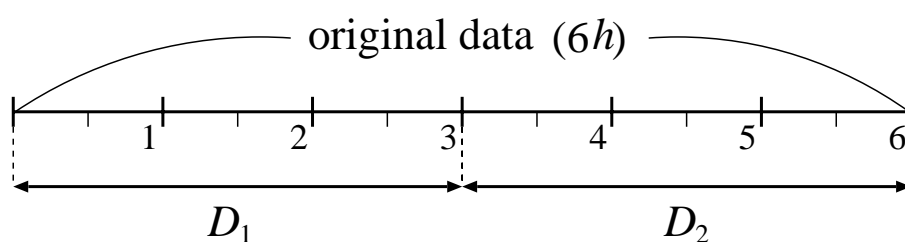


図 3.14 データ系列 D_1, D_2

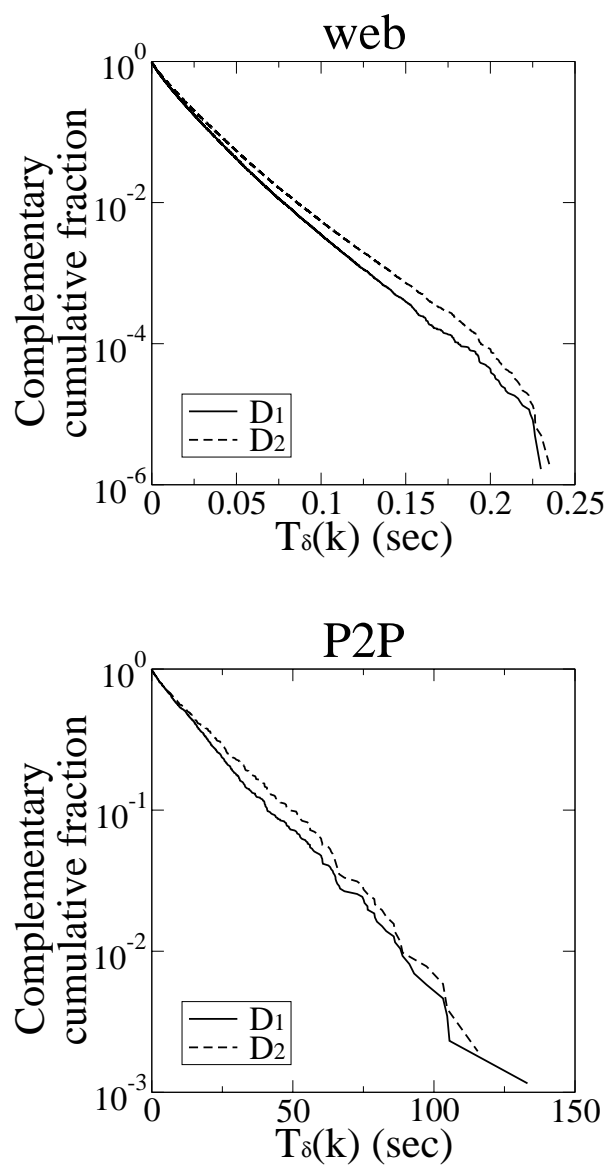


図 3.15 フロー到着間隔の累積分布の補分布

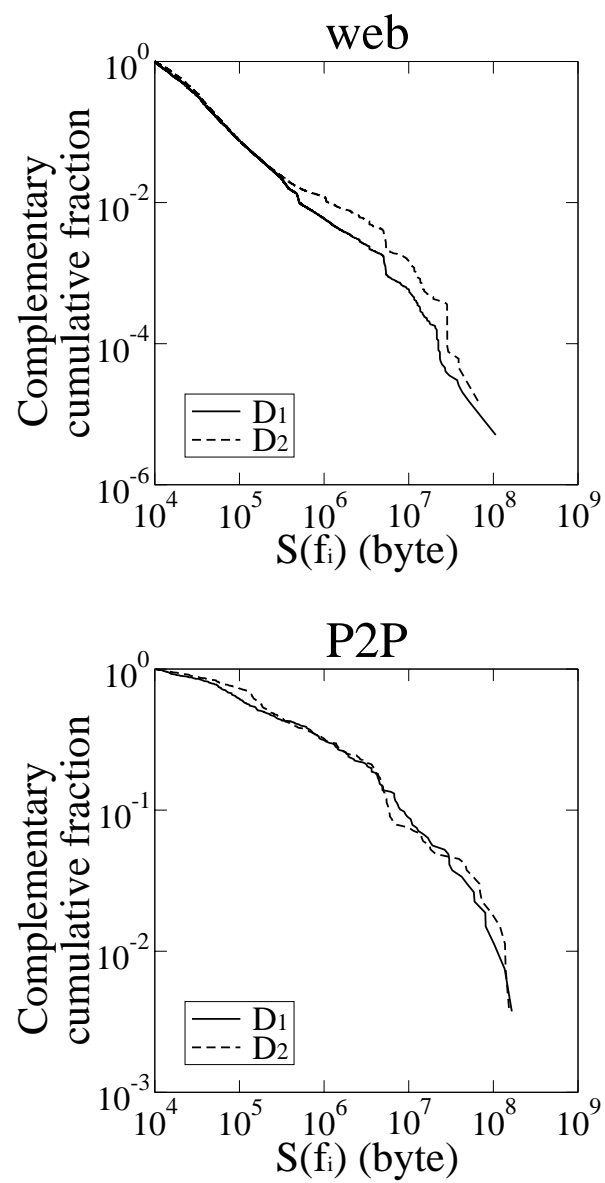


図 3.16 フローサイズの累積分布の補分布

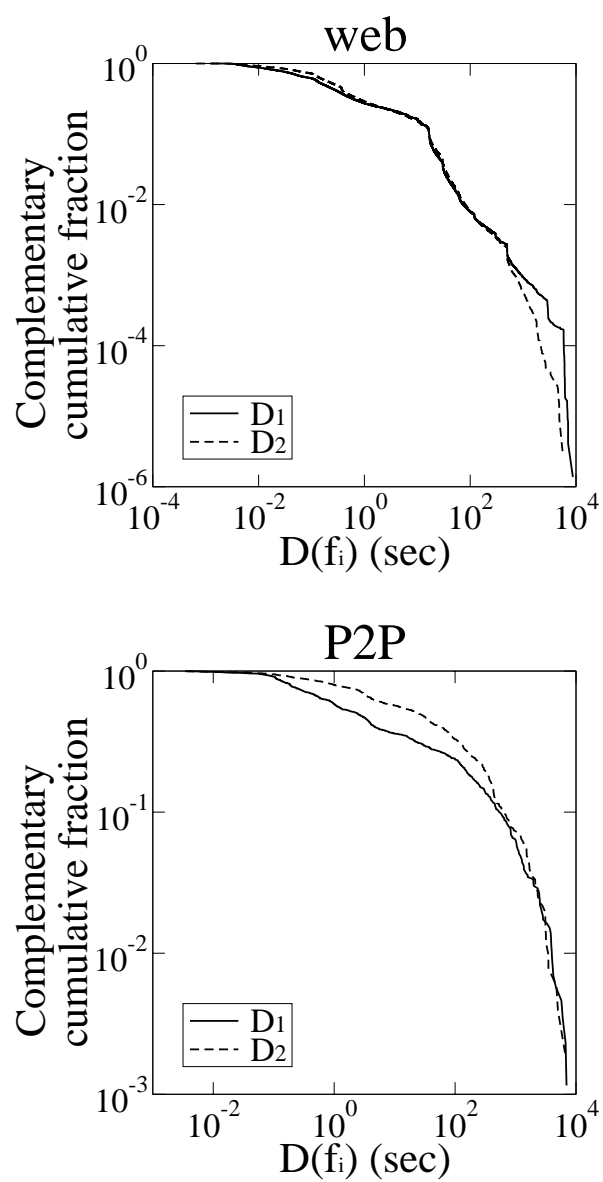


図 3.17 フロー持続時間の累積分布の補分布

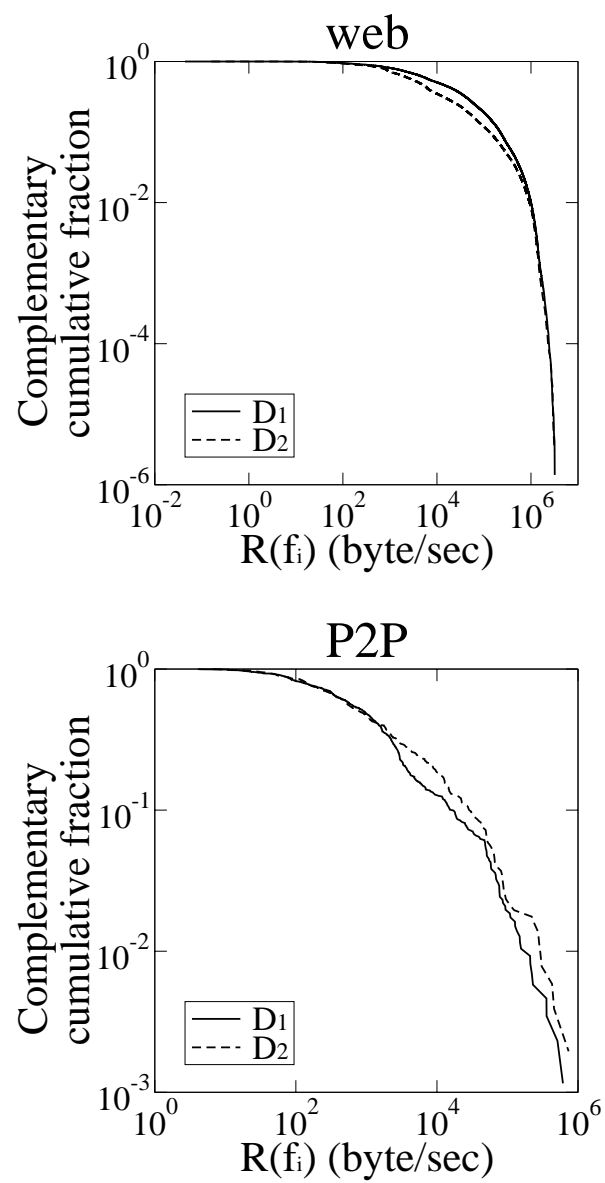


図 3.18 フローレートの累積分布の補分布

3.7 章のまとめ

ネットワークの実計測を行い，web および 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，およびこれらの関係について，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，制御手法の提案およびトラフィックのモデル化に有益である．特に P2P のフローサイズはきわめて裾野部が重い分布にしたがうことから，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 フローの増加にともない，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，およ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．

第 4 章

エレファントフローの特定方法

4.1 本章の概要

前章までに見てきたように，フローには非常に大きなもの—エレファントフローが存在した．例えば P2P ファイル共有アプリケーションが発生するフローは時として非常に巨大なフローとなる．本章はこのようなエレファントフローを精度良く特定するための方法について論じる．エレファントフローを特定することにより，効率的でかつ効果的なトラフィック制御を実現することが出来る．また，このようなフローの特定はネットワークオペレータにとっても有益である．なぜなら，運用する回線の帯域を著しく消費している原因を探ることが出来るからである．

一方で近年のネットワーク回線の超広帯域化に伴い，スケーラブルなネットワーク計測技術としてパケットサンプリングが注目されている．パケットサンプリングを用いた計測は，すべてのパケットを処理する計測と比較してフロー管理に要するオーバーヘッドを大幅に削減することができる．しかしながらサンプリングにより一部の情報が失われる．このため，サンプルした情報からエレファントフローのような特定のフローを検出することはより難しくなる．本研究はランダムにサンプルしたパケットからエレファントフローを特定する方法を提案する．アプローチ方法の核となるアイディアはベイズの定理を利用すること，およびフロー統計の事前分布を利用することにある．

提案手法はパケット毎の処理を必要とせず，かつ最もシンプルで実装コストの低い周期サンプリングによって実現することが可能である．また，*false positive* と *false negative* 間のトレードオフを適切に調節することができる．提案手法の有効性を評価するために実データを用いた検証を行った結果についても示す．本手法はきわめて一般的な結果を与え，かつ実装コストが低いため，大規模な超高速ネットワークを運用する場合でも有効な手段である．

4.2 背景

フローのサイズやパケット数の分布は、大多数の場合が裾野を長く引く分布に従うことが数多くのネットワークを計測した報告によって明らかになってきた [16, 47, 48, 60, 61, 86, 90]。このような性質は *the elephant and mice phenomenon* (あるいは *the vital few and trivial many rule*) としてよく知られるものである。すなわち、大多数のフローは小さく (マウスフロー)、ごく少数のフローは非常に大きい (エレファントフロー)。このようなエレファントフローの存在は、前章までの結果からも示唆されるものであった。エレファントフローの特筆すべき性質は、数としては少ないにもかかわらず量としては全体の大部分を占めることである。例えば、本章で用いるトラフィックデータでは、数としては全フロー数の 0.02% に過ぎないエレファントフローが量としては全トラフィック量の実に 59.3% を占めた。

このように、トラフィックの大半はエレファントフローによる寄与であり、ネットワーク品質・性能への影響は極めて高い。従って、エレファントフローの特定がトラフィックエンジニアリングスキームを確立する上で重要となる。さらにエレファントフローを迅速に特定することにより、ネットワークオペレータは管理しているネットワークの帯域を過剰に消費しているフロー—すなわちユーザ、アプリケーション、あるいはネットワーク—に対して速やかに行動を起こすことが可能となる。

ネットワークを計測し特定の統計的性質を有するフローを探索する場合、一般にはすべてのパケットのヘッダを参照し、フロー毎の各種統計をカウントアップする手法をとる。しかしなが数多くの報告によって指摘されてきたように、そのような方法はスケーラビリティに欠ける [12, 13, 14, 15, 35]。例えば OC-192 超の超高速回線に対してすべてのフローを直接的に計測し管理するアプローチを採用すると、計測機器のリソース (例えば CPU 性能、メモリ/ストレージ容量および R/W 速度等) の限界値を大幅に凌駕してしまう。この課題に対する解決策として、近年パケットサンプリングがネットワーク産業界や研究コミュニティからの注目を集めている。最近のルータの中にはそのような機能を実装しているものもある。例えば Cisco 社の NetFlow[9] や Juniper 社の sflow[25] である。また、IETF の Packet Sampling (psamp) ワーキンググループでは、パケットサンプリングに関する各種手法の標準化が進められている。

本研究では上述した二つの背景に鑑み、特に次の課題について取り組む。

“ランダムにサンプルしたパケットからエレファントフローを特定するにはどうすればよいのか?”

ここにサンプリングの過程はフロー状態に独立であり、パケット毎の処理を必要としない簡易なものとする。このようなパケットサンプリングは非常に単純なサンプリ

ング手法である周期サンプリングによって実現できる¹。このようなアプローチをとる目的は実装コストおよびオペレーション上のオーバーヘッドを減らすことである。大規模で多様な計測機器を運用するネットワーク事業者にとって、安価なコストで所望の手法を実現することが肝要である。

本研究の主な貢献は、サンプルしたパケット群からカウントしたフロー毎のパケット数に対し、エレファントフローであることを示すパケット数の閾値を特定するためのフレームワークを提案することにある。このようなエレファントフローを決定するための閾値はベイズの定理、およびフローサイズ分布の事前分布を用いることによって計算することができる。このアプローチをとることにより、*false positive* (誤検出) と *false negative* (未検出) に存在するトレードオフを適切に調節することができる。

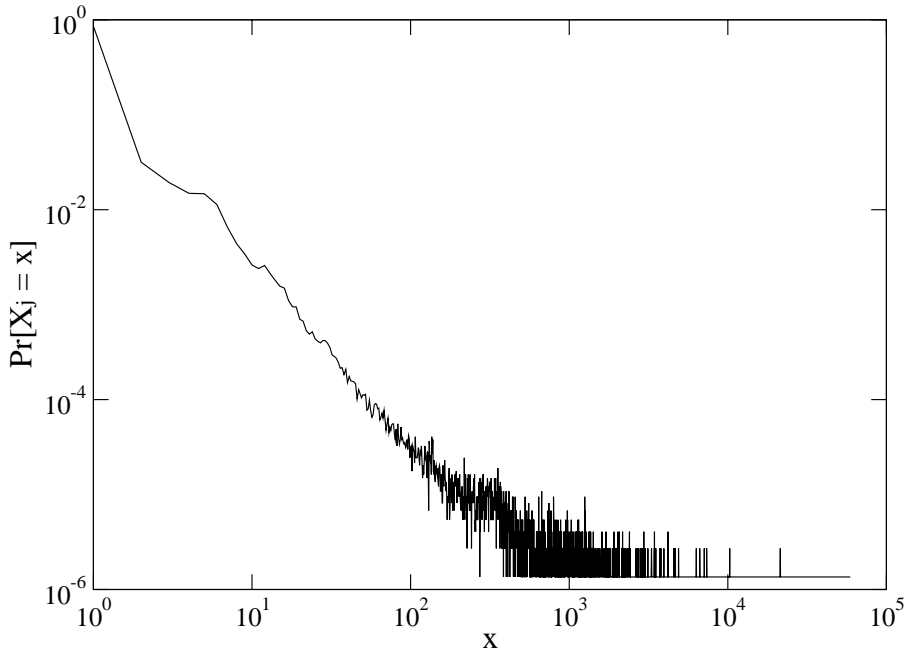
4.3 関連研究

本研究で扱う課題は、Estan と Varghese [15] によっても研究されている。彼らのアプローチの主なアイディアは、エレファントフローに着目し、数多くの小さなフロー (マイスフロー) を無視することにある。これは我々のアプローチと非常に近い。彼らは *sample-and-hold* と *multistage filters* と呼ばれる二つの手法を提案した。どちらの方法も超高速ネットワークにおいて制度良くエレファントフローを特定することができ、かつフロー管理に必要とされるメモリ消費量を小さく抑えられることが有利な点である。彼らのと我々のアプローチで最も異なるのは、彼らの手法はパケット毎の複雑な処理が必要であるのに対し、我々の手法は周期毎の処理で良い点である。高速に到着するパケット毎に複雑な処理を行うことは、実装のコストの増加につながるため、不利な点である。これに対し、我々のアプローチの利点はそのシンプルさにあり、実装コストを低減させることが可能である。

他の関連研究では、Duffield らは (エレファントフローの特定ではなく) サンプルしたパケットから構成したフローの統計から、元のフロー統計を推定する手法を提案している [14]。鍵となる技術は、サンプルした SYN パケット²の数から元の SYN パケット数—すなわち TCP フロー数—を推定するスケーリングアプローチを用いることである。Kumar らは超高速ネットワークにおいてすべてのフロー統計を効率良くメモリ上に構成・展開する手法として *space-code Bloom filter* (SCBF) と呼ばれる技術を提案している。[35]。技術の鍵となるのは、複数のハッシュ関数を持つ Bloom filter と複数の

¹厳密には周期サンプリングはランダムサンプリングではないが、後述するようにトラフィック流量、フロー数が十分にある超高速回線では両者はほぼ同様とみなすことができる。

²SYN フラグのビットが設定された TCP パケット。

図 4.1 X_j の確率密度

解像度によるサンプリング (multi-resolution sampling) を用いる点である．この技術により，超高速回線においてほぼすべてのフロー統計を少ないメモリ空間上で管理・記録することができる．しかしながら，そのメモリ上に記録されたハッシュからあるフローを特定する場合，そのフローのキーをクエリとして与える必要がある．すなわち，特定の対象となるフローのキー（例えば 5-tuple や発 IP アドレス）を事前に知らない限り，フローの情報をメモリから引き出すことができない．Papagiannaki らはフローのサイズと持続時間の計測データに基づいて，長時間継続するエレファントフローを特定する方法を提案している [60, 61]．しかしながら，このアプローチはすべてのパケットの計測を行い，フロー統計を管理することを前提としているため，超高速ネットワークではスケーラビリティに欠けるという短所がある．Golab らはメモリ量を限定したスライディングウィンドウモデルを用い，*frequent item*（エレファントフローと同様のものを指す）を特定するための決定論的アルゴリズムを提案している [21]．このアルゴリズムは限られたメモリを利用し，かつ精度良くエレファントフローを特定することができるが，パケット毎の処理が必要となる．我々のアプローチはパケット毎の処理を避け，簡易なサンプリング手法を採用する点に特徴がある．

4.4 エレファントフローの定義

エレファントフローの定性的な特徴は、数としては少ないにも関わらず量としては全体のトラフィック量の大部分を占めることである。ここでの量はパケット数あるいはバイト数である。エレファントフローの定量的な定義— X パケット以上あるいは Y バイト以上等—は、ネットワークオペレータが彼らのポリシーに応じて任意に定めることができる。本研究ではその一例として、トラフィック量に占める割合を用いてエレファントフローを定義する。トラフィック量にはパケット数を用い、ある期間におけるトラフィックが包含する総パケット数の 0.1% 以上を占めるパケット数を有するフローをエレファントフローと定義する。以下では NLNR[49] の PMA プロジェクト [65] が保有する OC-48c 回線を計測したパケットトレース³を用いてエレファントフローの具体例を示す。以降、このトレースを IPCL と呼ぶことにする。

上記のパケットトレースの内、始めの 10^7 個のパケットを分析対象とする。このパケットは約 137 秒間に発生したトラフィックに相当する。 10^7 個のパケットは統計的分析を行うのに十分な量のパケット数である。また 137 秒 (約 2 分間) に相当するトラフィックを分析することは以下の理由により、妥当である。すなわち、(1) 実際のネットワークのオペレーションでは分単位でのネットワークモニタリングや管理が実施される、(2) ある 2 分間で存在したエレファントフローは、次の 2 分間でもエレファントフローとなる確率が高い⁴。

本研究では、フローをよく知られた 5-tuple によって定義する。すなわち、同一の発着 IP アドレス、発着ポート番号、プロトコルフィールドを有するパケット群をフローと定義する。上述したように、エレファントフローの中には持続時間が非常に長くなるもの存在する。例えば 5 時間を越えるような場合もある。したがって、通信を完了していない部分的なフロー (例えば TCP フローで SYN パケットやあるいは FIN パケットを含んでいないパケット群から成るフロー) も分析対象とする。我々の目的は、サンプリングしたパケットからエレファントフローをできるだけ早くかつ正確に特定することにある。

図 4.1 は IPCL トレースを分析し、フロー j のパケット数 X_j の確率密度 $\Pr[X_j = i]$ ($i = 1, 2, \dots$) を描いたものである。図より、 X_j の確率密度はほぼべき的に減衰することがわかる。多くのネットワーク計測の研究が報告しているように、フローが示すこの特性はネットワークの場所によらず観測される普遍的な性質である [16, 47, 48, 60, 61, 86, 90]。

³具体的には IPLS-CLEV-20020814-090000-0 [50] を用いた。

⁴実際多くの場合において、ある時間ウィンドウ (ここではパケット数 $= 10^7$) で特定されたエレファントフローは次の時間ウィンドウにおいてもエレファントフローであることが多い—エレファントフローの持続時間は長いケースが多い—ことを確認した。詳細は 4.7 章に記す。

IPCL トレースは 737,780 本のフローを持つ．エレファントフロは前述の定義より，全体のパケット数 10^7 に対してその 0.1%—10,000 個以上のパケットから構成されるフローである．この条件を満たすフローは 167 存在し，これらのフローがすべてのトラフィック量 (バイト数) に占める割合は 59.3% 以上であった．

4.5 エレファントフローの特定

各々のフローについてサンプルしたパケットの個数から，エレファントフローを特定するための手法を提案する．課題は，フローがエレファントフローであることを判断するためのパケット数の閾値を決定することである．そのような閾値を計算するためにベイズの定理を用いることが我々のアプローチの特徴である．ここで，サンプル前の母集団におけるフロー毎のパケット数 X_j の分布—すなわち X_j の事前分布 $\Pr[X_j = i]$ は既知であると仮定する．どのように事前分布の情報を前もって取得するかについては次の章で議論する．

以下では最初にアプローチのフレームワークを述べる．次に *false positive* と *false positive* のトレードオフについて議論し，その結果に基づいてサンプルパケットからエレファントフローを特定するための方法と手順を説明する．最後に実計測データを用いて提案アプローチを評価した結果を示す．

4.5.1 アプローチの概要

母集団となる N パケットからランダムに n パケットをサンプルする⁵．サンプリングレート f は次のように定義される．

$$f = \frac{n}{N} \quad (4.1)$$

Y_j をフロー j についてサンプルしたパケット数とする．フロー j は母集団 (サンプル前の全パケットの集合) において， X_j パケットから構成される． $X_j = x$ という条件の下で Y_j が $Y_j = y$ を満たす条件付き確率は

$$\Pr[Y_j = y | X_j = x] = \frac{\binom{x}{y} \binom{N-x}{n-y}}{\binom{N}{n}}, \quad (4.2)$$

⁵前述したように，厳密には周期サンプリングはランダムサンプリングではない．しかしながら十分な量の同時アクティブフローが存在する超高速回線では両者はほぼ同様とみなすことができる．なぜなら，あるフローについてサンプルするパケットは他の大多数のフローのパケットによって割り込まれるからである [14]．

である．これは良く知られた超幾何分布である⁶

ここでベイズの定理を用いると， $Y_j \geq y$ の条件の下で X_j が $X_j \geq x$ を満たす確率は以下の式のように計算できる．

$$\Pr[X_j \geq x | Y_j \geq y] = \frac{\Pr[Y_j \geq y | X_j \geq x] \Pr[X_j \geq x]}{\Pr[Y_j \geq y]} \quad (4.3)$$

ところで X_j が取り得る範囲は $1 \leq X_j \leq N$ であるので，

$$\Pr[Y_j \geq y | X_j \geq x] = \frac{\sum_{k=x}^N \Pr[Y_j \geq y | X_j = k] \Pr[X_j = k]}{\Pr[X_j \geq x]} \quad (4.4)$$

$$\Pr[Y_j \geq y] = \sum_{k=1}^N \Pr[Y_j \geq y | X_j = k] \Pr[X_j = k] \quad (4.5)$$

である．(4.3)，(4.4)，(4.5) 式より，次式を得る．

$$\Pr[X_j \geq x | Y_j \geq y] = \frac{\sum_{k=x}^N \Pr[Y_j \geq y | X_j = k] \Pr[X_j = k]}{\sum_{k=1}^N \Pr[Y_j \geq y | X_j = k] \Pr[X_j = k]} \quad (4.6)$$

ただし，

$$\Pr[Y_j \geq y | X_j = x] = 1 - \sum_{i=0}^{y-1} \Pr[Y_j = i | X_j = x], \quad (4.7)$$

である． $\Pr[X_j = i]$ は図 4.1 に示したように X_j の事前分布である．

(4.6) 式の意味は，事前分布 $\Pr[X_j = i]$ の情報があれば， y —すなわちあるフローについてサンプルしたパケット数—より，そのフローが母集団において x 個以上のパケット数を持つ確率を計算することができる．さて，フロー j の母集団におけるパケット数が $X_j \geq \hat{x}$ を満たすとき，フロー j がエレファントフローであるとする．すなわち， \hat{x} はエレファントフローを決定する閾値である．前章のエレファントフローの定義では $N = 10^7$ のとき， $\hat{x} = 10^4$ である．サンプルしたパケット数 y がある閾値 \hat{y} に対して $y \geq \hat{y}$ を満たすとき， $\Pr[X_j \geq \hat{x} | Y_j \geq \hat{y}]$ が十分に 1 に近い値をとれば，フロー j は母集団において \hat{x} 個以上のパケットを持つ可能性が高い．すなわち，フロー j は高い確率でエレファントフローである．

このとき， \hat{y} の増加にともなって $\Pr[X_j \geq \hat{x} | Y_j \geq \hat{y}]$ が増加することが直感的にわかる．しかしながら， \hat{y} を増加し続けると，エレファントフローを検出できない確率が増加することが推察できる．このようにサンプリングによって生じる固有な *false positive* と *false negative* が存在するので，これらのトレードオフを考慮して適切な閾値 \hat{y} を決定する必要がある．次節ではその方法について述べる．

⁶非常に大きな N に対して (4.2) 式を計算すると桁溢れを起こしてしまう．本研究では実施した数値計算の詳細を付録 C に示した．

4.5.2 FPR と FNR のトレードオフ

あるフロー j についてサンプルしたパケット数 Y_j が $Y_j \geq y'$ を満たすときにそのフローがエレファントフローであると仮定する．このとき，*false positive ratio* (FPR) および *false negative ratio* (FNR) は以下のように算出することができる．

$$\begin{aligned} \text{FPR}(y') &\stackrel{\text{def}}{=} \Pr[\text{検出したフローはエレファントフローではない}] \\ &= \Pr[X_j < \hat{x} | Y_j \geq y'] \\ &= 1 - \Pr[X_j \geq \hat{x} | Y_j \geq y'] \end{aligned} \quad (4.8)$$

$$\begin{aligned} \text{FNR}(y') &\stackrel{\text{def}}{=} \Pr[\text{エレファントフローが検出されない}] \\ &= \Pr[Y_j < y' | X_j \geq \hat{x}] \\ &= 1 - \Pr[Y_j \geq y' | X_j \geq \hat{x}] \\ &= 1 - \frac{\sum_{k=\hat{x}} \Pr[Y_j \geq y' | X_j = k] \Pr[X_j = k]}{\sum_{k=\hat{x}} \Pr[X_j = k]} \end{aligned} \quad (4.9)$$

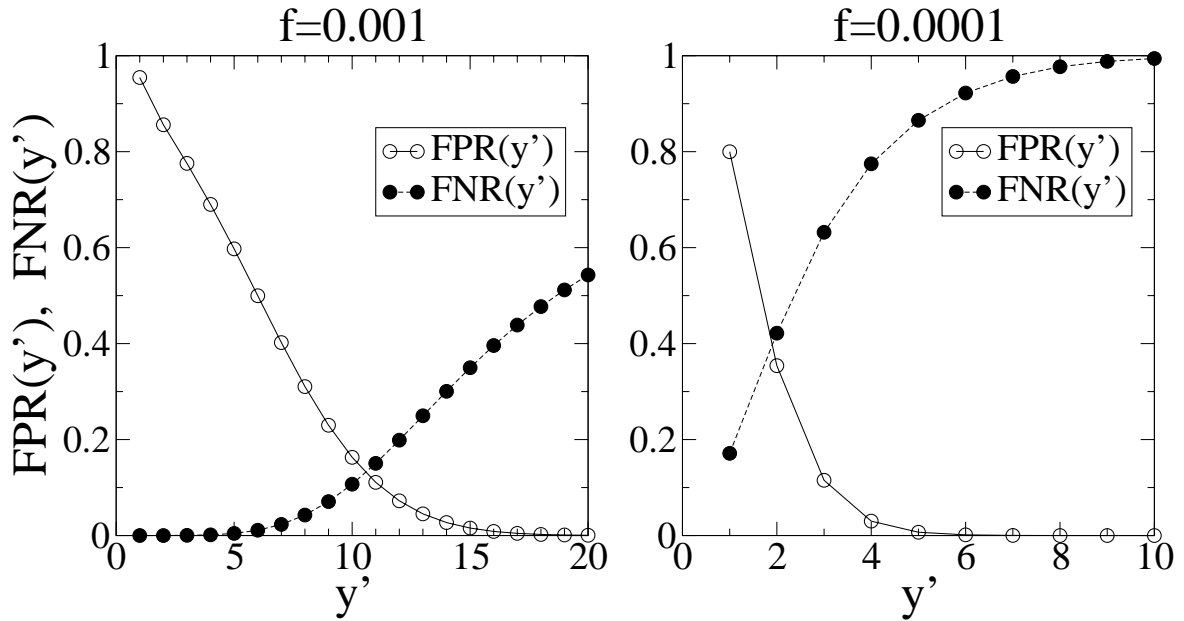
すなわち FPR, FNR は母集団のパケット数 N , サンプルングレート f , エレファントフローの閾値 \hat{x} , および X_j の事前分布 $\Pr[X_j = i]$ が与えられたとき, (4.2), (4.3), (4.4), (4.5), (4.6), (4.7) 式を用いて予め算出することができる．

適切な \hat{y} を決定する際, 理想的には $\text{FPR}(\hat{y})$ と $\text{FNR}(\hat{y})$ の両方が 0 に近付くことが望ましい．しかしながら, 両者には固有のトレードオフが存在し, 特にそのトレードオフはサンプルングレート f が低いときにより顕著となる．

以下ではこのようなトレードオフの具体例を IPCL トレースを用いて示す．

図 4.2 は閾値 y' を $y' = 1, 2, \dots$ のように増加させた際の $\text{FPR}(y')$ と $\text{FNR}(y')$ を (4.8), (4.9) 式を用いて算出した結果を示す．ここに母集団のパケット数は $N = 10^7$ であり, エレファントフローを決定する閾値は $\hat{x} = 10^4$ とした．また, サンプルングレートは $f = 10^{-3}, 10^{-4}$ とした⁷． X_j の事前分布 $\Pr[X_j = i]$ は図 4.1 に示した IPCL のものを用いた．図より y' の増加に伴い, $\text{FPR}(y')$ は増加し, $\text{FNR}(y')$ は減少することがわかる．このように両者には固有のトレードオフが存在する．, さらに, このトレードオフはサンプルングレートが低いほど ($f = 10^{-4}$ のケース) 顕著になることがわかる．

⁷これらの値は今日の ISP でよく使われる数値例である．

図 4.2 $FPR(y')$ と $FNR(y')$ のトレードオフ

4.5.3 フロー特定の手順

エレファントフローを特定するにあたり，前節までで示された結果を用いて *false positive* と *false negative* に対して適切なトレードオフを設定する必要がある．本節ではその方法を実現するための手順を説明する．

トレードオフの決め方は様々な方法が可能であるが，本研究ではその一例として次のようなポリシーをガイドラインとして採用する．

FPR はある小さな値 ϵ よりも小さく保つ

このポリシーは FNR を可能なかぎり小さく保ちつつ，かつ FPR をある小さな値 ϵ (例えば $\epsilon = 0.05$) よりも小さくするものである．このポリシーでは FNR をある程度犠牲にしているため，検出されるエレファントフローの数が減少する．しかしながらこのポリシーによって検出されたエレファントフローは高確率で実際にエレファントフローであり，そのように精度良く検出されたエレファントフローの情報トラフィックエンジニアリングやネットワーク管理等の目的では非常に有益である．例えば IPCL トレースではパケット数が上位 10 位のエレファントフローだけですべてのトラフィック量の 1 割以上を占めている．我々の定義では 167 のエレファントフローが存在したが，それらのすべてを検出しなくとも，上位 10 位だけでも十分にトラフィック量に貢献するフローであるといえる．

表 4.1 \hat{y} , $\text{FPR}(\hat{y})$, $\text{FNR}(\hat{y})$ の計算結果

f	\hat{y}	$\text{FPR}(\hat{y})$	$\text{FNR}(\hat{y})$
10^{-3}	13	0.045	0.250
10^{-4}	4	0.030	0.774

上述したポリシーを実現するには、以下の式を満たすような \hat{y} を算出すれば良い。

$$\hat{y} = \min_{y'} \{y' \mid \text{FPR}(y') \leq \epsilon\}, \quad (4.10)$$

すなわち、 \hat{y} は $\text{FPR}(y') \leq \epsilon$ を満たす y' の最小値である。これにより、FNR の増加をできるだけ少なくすることができる。

表 4.1 は図 4.2 で算出した FPR, FNR を用い、(4.10) 式で定められる \hat{y} と対応する $\text{FPR}(\hat{y})$ と $\text{FNR}(\hat{y})$ を算出した結果を示す。ここに $\epsilon = 0.05$ とした。サンプリングレートが $f = 10^{-3}$ のときは、あるフローについてサンプルしたパケット数 \hat{y} が 13 以上であればそのフローは 95% 以上の確率でエレファントフローである。また、 $\text{FNR}(\hat{y}) \approx 0.25$ であるので、およそ 25% のエレファントフローは検出されない。サンプリングレートが非常に低いケース $f = 10^{-4}$ に対しては $\text{FNR}(\hat{y})$ は更に高くなり、およそ 23% のエレファントフローが検出される。IPCL トレースにおけるエレファントフローの数は 167 であるので、検出されるエレファントフローは平均的に上位 38 (i.e., $167 \times (1 - 0.774)$) のエレファントフローが検出される。このように検出されるエレファントフローの数は少ないが、前述したように、高い精度で特定したエレファントフローの情報は依然として有益である。

このアプローチでは FNR をある程度犠牲にしたが、ネットワークの管理・制御の都合上 FNR を小さくすることが望ましい場合は、 N を大きくする、ネットワーク計測リソースの許す範囲で f を増加する、エレファントフローの閾値 \hat{x} を大きくする等のアプローチを取ることができる。また、図 4.2 で示したように、FPR を犠牲にすれば FNR を下げることが可能である。

上記で説明したサンプルパケットからエレファントフローを特定するための手順は以下のようにまとめることができる。

- Step 1: 以下のパラメタ、事前分布等を決定する。
 - (1) サンプルの母集団となるパケット数 N
 - (2) サンプリングレート f
 - (3) エレファントフローを決定する閾値 \hat{x}

- (4) 母集団における X_j の事前分布 $\Pr[X_j = i]$
- (5) FPR が満たすべき上限を決定する閾値 ϵ
- Step 2: Step 1 の (1)–(5) および (4.10) 式を用いて \hat{y} を計算する .
- Step 3: パケットサンプリングを実施し , フロー毎にサンプルしたパケット数をカウントする .
- Step 4: あるフローについてサンプルしたパケット数の合計が Step 2 で算出した \hat{y} よりも大きくなったらそのフローをエレファントフローと特定する .

4.5.4 精度評価

本節では前節で提案したアプローチを IPCL トレースに対して実際のパケットサンプリングを施すことによってその精度を評価する . まず前節に示した Step 1 に従い , 次のようにパラメタを定める . サンプルの母集団となるパケット数: $N = 10^7$, サンプルングレート: $f \in \{10^{-3}, 10^{-4}\}$, エレファントフローを決定する閾値: $\hat{x} = 10^4$, X_j の事前分布: IPCL の分布 (図 4.1 参照) . 次に Step 2 に従い , \hat{y} を算出する . その値は既に表 4.1 に示されているものである . さらに Step 3 に従い , 実際の IPCL トレースに対してパケットサンプリングを行い , フロー毎のパケット数をカウントした . ここでパケットサンプリングは最も実装が簡易である周期サンプリングを用い , (N/n) パケット毎にパケットをサンプルした . 最後に Step 4 に従い , 各々のフローについてサンプルしたパケット数が $Y_j \geq \hat{y}$ を満たすかを調べる .

ここで , 上述の手順によりエレファントフローと特定されたフローの数を \hat{n}_e とする . これら \hat{n}_e のフローのうち , 母集団において実際に我々が定義したエレファントフローあったフローの数を n_e とする . さらに , 母集団におけるすべてのエレファントフローの数を N_e とする (IPCL では $N_e = 167$ である) . このとき , FPR と FNR は次のように計算することができる .

$$\text{FPR} = 1 - \frac{n_e}{\hat{n}_e} \quad (4.11)$$

$$\text{FNR} = 1 - \frac{n_e}{N_e}. \quad (4.12)$$

IPCL トレースに対する実際のパケットサンプリングによって算出した FPR と FNR を表 4.2 に示す . これらの値は , (4.8) , (4.9) 式より算出した表 4.1 に示した値ときわめて近いことがわかる . この結果より , 我々のアプローチはサンプルしたパケットから有効にエレファントフローを特定できることが示された .

表 4.2 実際にパケットサンプリングを行って計算した FPR と FNR

f	\hat{n}_e	n_e	FPR	FNR
10^{-3}	134	127	0.053	0.240
10^{-4}	38	38	0.000	0.772

4.6 X_j の事前分布

これまでに見てきたように、我々のアプローチにおいてエレファントフローを特定するためには、適切な閾値—例えば (4.10) 式をみたす \hat{y} —を採用する必要があった。 \hat{y} を計算するためには、 N, f, \hat{x} に加え、 X_j の事前分布 $\Pr[X_j = i]$ の情報が必要である。すなわち、サンプルする前の母集団のパケットにおけるフロー毎のパケット数の分布の情報が必要となる。このような事前分布の情報を得るためには、以下に示すような3つの方法が考えられる。

- (1) 事前に同じ時間帯で同じネットワーク回線でフロー計測を実施した結果を用いる。
- (2) サンプルしたフローの統計からサンプル前のフロー統計を推定する
- (3) フロー分布が示す普遍的な性質—パレートの法則を利用する。

(1) のアプローチは、同一の時間帯 (例えば日中の最繁期) に同じネットワーク上で計測したフロー統計はほぼ同様であるとみなす。但しこの方法は、フロー統計を直接的に計測する必要があるため、スケーラビリティに欠ける。(2) のアプローチは Duffield ら [14] によって提案された手法を用いる。すなわち、サンプルしたパケットから構成されるフローの統計より、元の母集団における真のフロー統計を推定する技術である。具体的には Y_j の分布 $\Pr[Y_j = i]$ から X_j の分布 $\Pr[X_j = i]$ を推定する。(3) のアプローチは、多くの場合において、フロー毎のパケット数分布はほぼベキ則に従って減衰するという普遍的性質を利用するものである。

本研究は (3) のアプローチに焦点を当てる。様々な事前分布 $\Pr[X_j = i]$ に対して算出される \hat{y} がどのように変化するかを調べる。最初にいくつかの実計測データを元にした経験分布による評価を行う。次に理論的な分布としてパレート分布を用いた評価を行う。我々が得た結果は幾分か驚きのあるものであり、これらの様々な事前分布に対して算出された閾値 \hat{y} はほぼ同様の値を示した。この結果は、一度計算された閾値 \hat{y} は X_j の分布が裾野を長く引く性質を持つ限り、様々なネットワークにおいて適用ができることを示唆する。

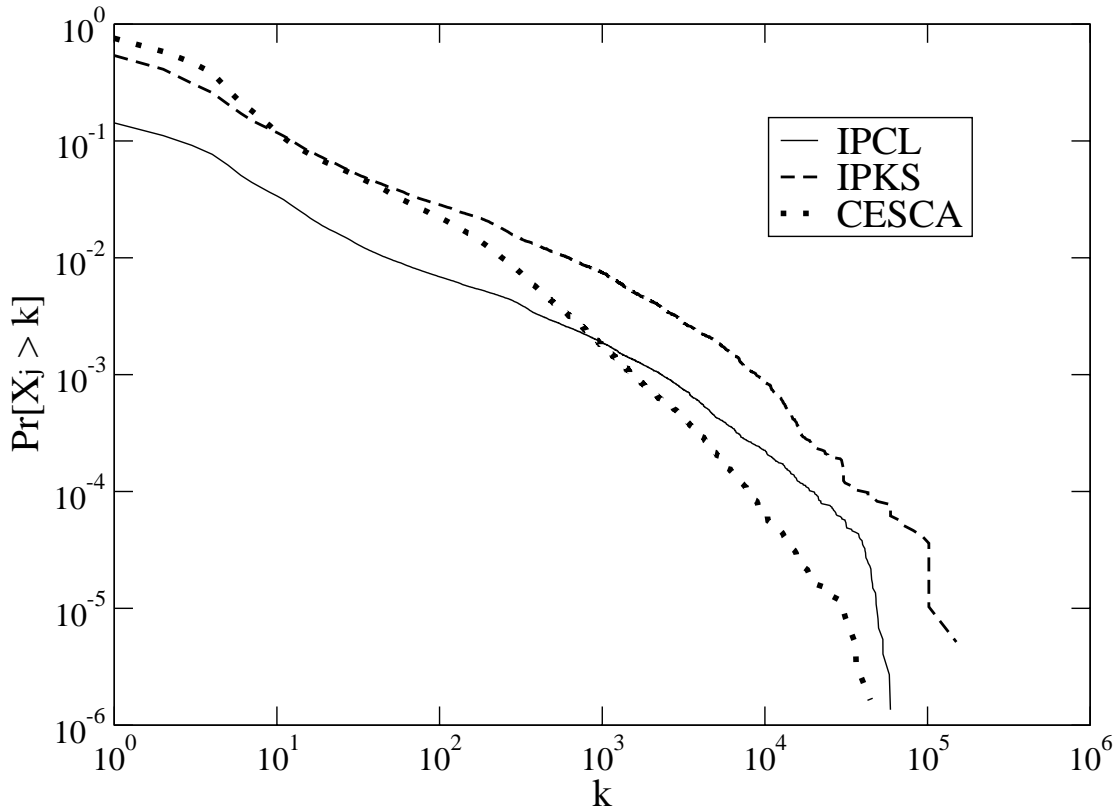


図 4.3 3つのトレースに対する X_j の累積分布 (補分布)

4.6.1 経験分布

IPCL に追加して、さらに二つのインターネットトラフィックのパケットトレースを使う。一つは Internet2[27] の拠点の一部であるインディアナポリスとカンサスシティを接続する OC-48c バックボーン回線を計測したデータである [50]。このトレースを IPKS トレースと呼ぶ⁸。一つは RedIRIS[71] を経由して Anella Cientifica[4] とグローバルをインターネット経由するギガビットイーサネット回線を計測したデータである [51]。このトレースを CESCA と呼ぶ⁹。どちらの回線も計測期間において適切な量のトラフィックが存在した。

図 4.3 は IPCL, IPKS, CESCA の 3 つのトレースに対し、以下の累積分布を計算し

⁸[50] で公開されているトレースの内、IPLS-KSCY-20020814-105000-1 の最初の 10^7 パケット (約 124 秒間の片道トラフィックに相当) を利用した。

⁹[51] で公開されているトレースの内、20040219-120000-a の最初の 10^7 パケット (約 85 秒間の片道トラフィックに相当) を利用した。

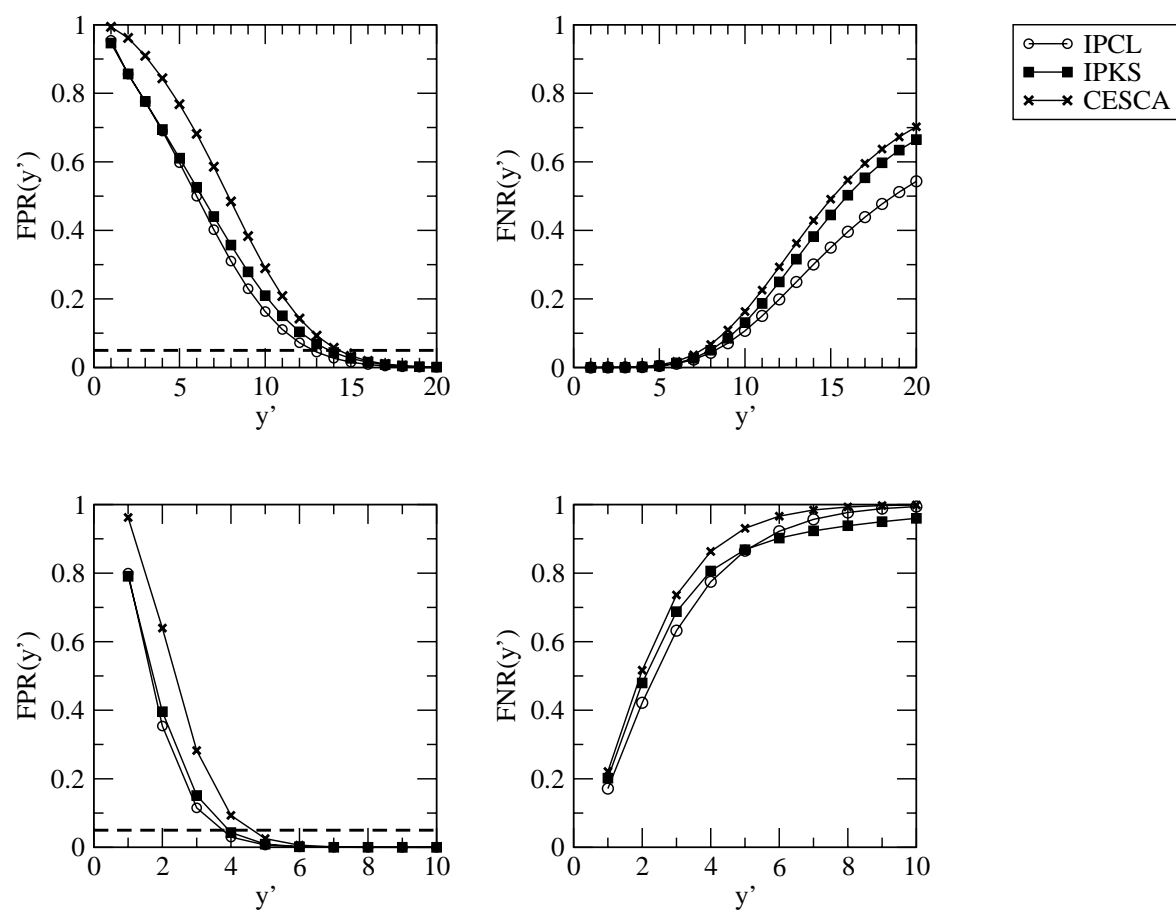


図 4.4 3つのトレースに対する $FPR(y')$ と $FNR(y')$: $f = 10^{-3}$ (上図) , $f = 10^{-4}$ (下図)

表 4.3 3つのトレースについて算出した \hat{y}

trace	$\hat{y} \ (f = 10^{-3})$	$\hat{y} \ (f = 10^{-4})$
IPCL	13	4
IPKS	14	4
CESCA	15	5

た結果を示す．

$$\Pr[X_j > k] = 1 - \sum_{i=1}^k \Pr[X_j = i] \quad (4.13)$$

それぞれの分布は異なるものの，すべて裾野を長く引き，ほぼベキ乗的に減衰することがわかる．これらのトレースの確率分布 $\Pr[X_j = i]$ を用い，様々な y' ($y' = 1, 2, 3, \dots$) に対して $\text{FPR}(y')$ と $\text{FNR}(y')$ を計算した (図 4.4 参照)．ここに $N = 10^7$ ， $f \in \{10^{-3}, 10^{-4}\}$ ， $\hat{x} = 10^4$ とした．図より $\text{FPR}(y')$ と $\text{FNR}(y')$ はすべてのパケットトレースについてほぼ同様の傾向を示すことがわかる．次に，この結果と (4.10) 式を用いて \hat{y} を計算した．ただし $\epsilon = 0.05$ とする．表 4.3 に結果を示す． \hat{y} —サンプルパケットの合計値よりエレファントフローを特定するための閾値—は3つの異なるパケットトレースについてほぼ同じ値となることがわかる．

4.6.2 理論分布

本研究では分布の理論モデルとして，パレート分布を用いる．パレート分布は高い非一様性を有し，従って分布の裾野を長く引き，ベキ乗的に減衰する変数をモデル化するのに適したモデルである．パレート分布は *the elephant and mice phenomenon* の基礎としても知られる．パレート分布は次式によって定義される．

$$\Pr[X_j \leq x] = 1 - \left(\frac{\alpha}{x}\right)^\beta \quad (x \geq \alpha), \quad (4.14)$$

ここに $\alpha > 0$ は位置母数 (location parameter) であり， $\beta > 0$ は形状母数 (shape parameter) と呼ばれる．なお (4.14) 式から，パレート分布の確率密度関数 $\Pr[X_j = x]$ は以下のように表現できる．

$$\Pr[X_j = x] = \frac{\beta \alpha^\beta}{x^{\beta+1}} \quad (4.15)$$

図 4.5 はパレート分布の累積分布 (補分布) $\Pr[X_j > x]$ を両対数グラフで描いたものである．ここに $(\alpha \leq x \leq 10^5)$ であり， $\alpha = 1.0$ ， $\beta \in \{0.5, 0.75, 1.0, 1.25, 1.5\}$ とした．比較のために図 4.3 に示した実データの分布も同時に描いた．

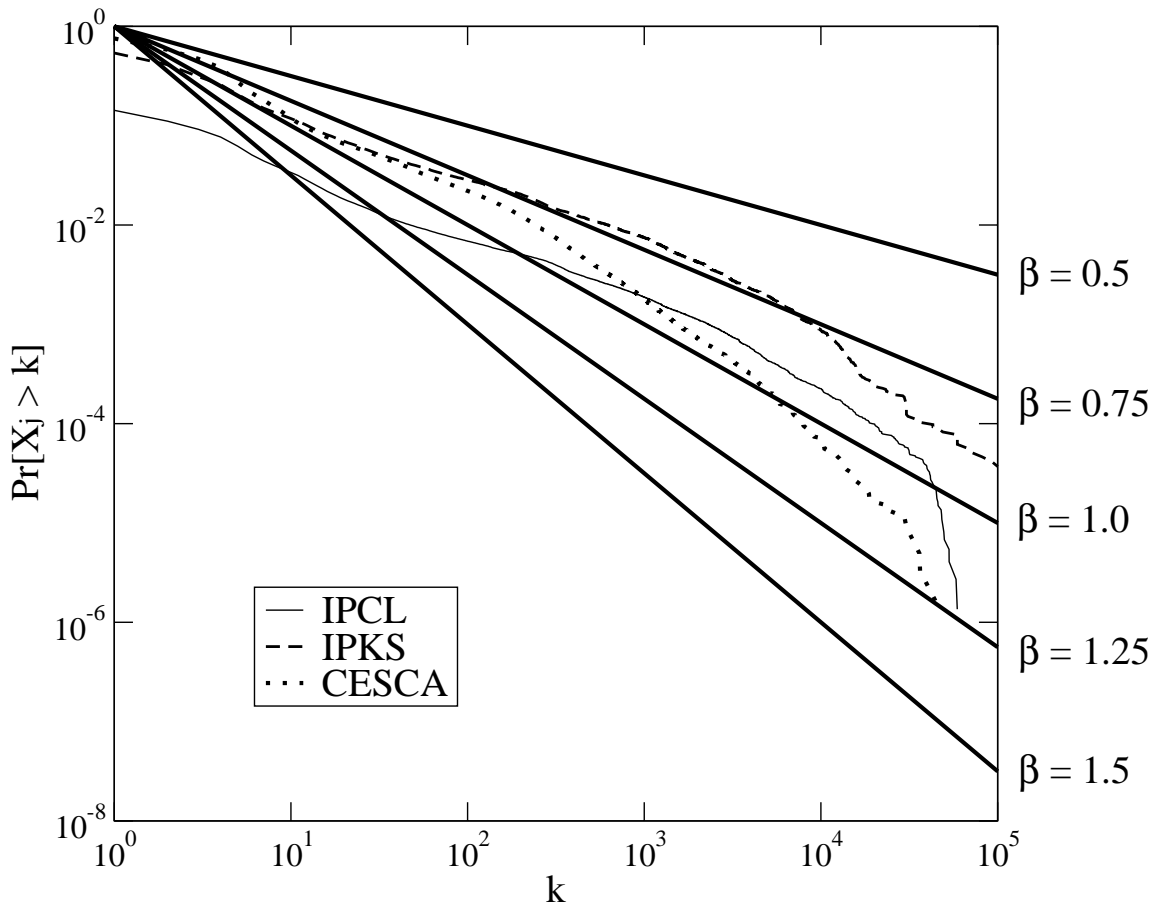


図 4.5 パレート分布に従う X_j の累積分布 (補分布)

図 4.5 に示したパレート分布に対し, (4.8) 式および (4.9) 式を用いて FPR と FNR を計算した結果を図 4.6 に示す. 同様に, (4.10) 式より \hat{y} を計算した結果を表 4.4 に示す. ここに, 各パラメタは前節と同じ設定とし, $N = 10^7$, $f \in \{10^{-3}, 10^{-4}\}$, $\hat{x} = 10^4$, $\epsilon = 0.05$ とした.

図よりすべての分布に対して $\text{FPR}(y')$ と $\text{FNR}(y')$ は非常に近い傾向を示すことがわかる. また表より計算した閾値 \hat{y} は比較的広い範囲の形状母数 β に対して同様の値となることがわかる. また, これらの値は表 4.3 にしめした経験分布に対して算出した値とも近い.

図 4.5 に示したように, 3 つのパケットトレースに対する X_j の経験分布は次式のようにラフに近似することができる.

$$\Pr[X_j > x] \sim x^{-\beta} \quad (4.16)$$

ここに $\beta \approx 1.0$ である. 過去の多くのネットワーク計測をベースとした研究が報告し

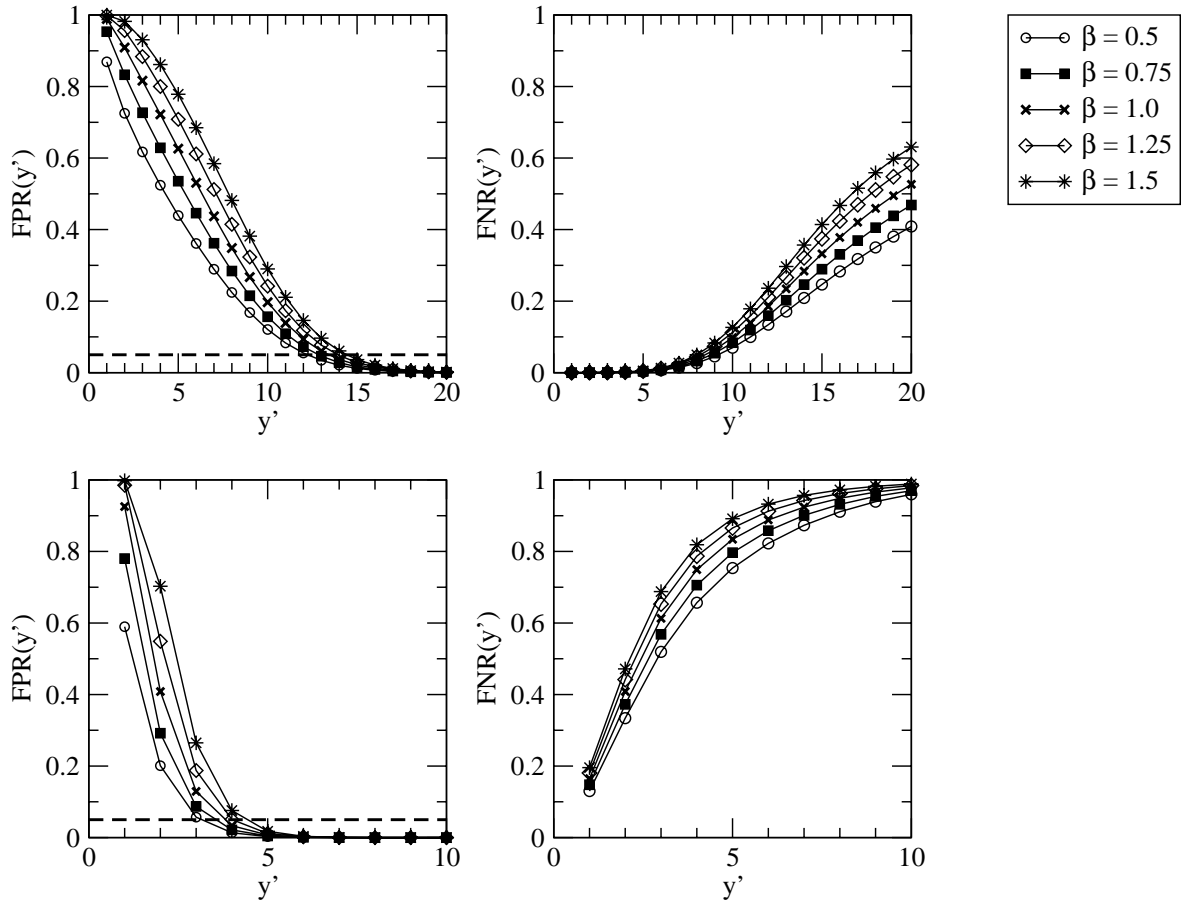


図 4.6 パレート分布に対する $FPR(y')$ と $FNR(y')$: $f = 10^{-3}$ (上図) , $f = 10^{-4}$ (下図)

てきたように，フロー統計はこのような特性を有することが広く知られている [16, 47, 48, 60, 61, 86, 90]．従って，上記のようにパレート分布を用いて計算した \hat{y} の値—とりわけ $\beta \approx 1.0$ のケース—はフローがこのような特性を持つ限り，変わらないと結論づけることができる．

4.7 特定に要する時間

提案手法では，あるフローについてサンプルしたパケット数が \hat{y} を超えた時点で，そのフローをエレファントフローであると特定できる．本節では特定までに要する時間について考察する．図 4.7 に示すように，元のフロー j の開始から最初にパケットをサンプルするまでに要する平均時間を τ_j' とし，最初にパケットをサンプルしてから \hat{y} 番目のパケットをサンプルするまでに要する平均時間を τ_j'' とする．あるフロー j の開始

表 4.4 パレート分布に対して算出した \hat{y}

β	$\hat{y} \ (f = 10^{-3})$	$\hat{y} \ (f = 10^{-4})$
0.5	13	4
0.75	13	4
1.0	14	4
1.25	14	4
1.5	15	5

から本手法によってエレファントフローと特定されるまでに要する平均時間を τ_j とすると,

$$\tau_j = \tau'_j + \tau''_j \quad (4.17)$$

である．フロー j の平均パケット間隔 \bar{D}_j は

$$\bar{D}_j = \frac{X_j}{T_j} \quad (4.18)$$

である．ここに T_j はフロー j の開始から終了までの時間である (図 4.7)．サンプリングレートが f であるとき，元のパケットはそれぞれ確率 f でサンプルされる．したがって， τ'_j は以下のように計算できる．

$$\begin{aligned} \tau'_j &= \sum_{i=0}^{\infty} i \bar{D}_j (1-f)^{i-1} f \\ &= \frac{1-f}{f} \bar{D}_j \end{aligned} \quad (4.19)$$

ここで，パケット間隔は等しく \bar{D}_j であると仮定した．同様に， τ''_j は，以下のように計算できる．

$$\begin{aligned} \tau''_j &= \left\{ \left(\frac{1-f}{f} + 1 \right) \bar{D}_j \right\} (\hat{y} - 1) \\ &= \frac{(\hat{y} - 1) \bar{D}_j}{f} \end{aligned} \quad (4.20)$$

(4.17) , (4.19) , (4.20) 式より次式を得る．

$$\tau_j = \frac{\hat{y} - f}{f} \bar{D}_j \quad (4.21)$$

(4.21) 式の右辺における $(\hat{y} - f)/f$ は，サンプリングレート f ，および \hat{y} によって決定される因子である．表 4.1 の f, \hat{y} を用いて上記の因子を計算した結果を表 4.5 に示す． $f = 10^{-2}, 10^{-3}$ での差はそれほど大きいものではないが， $f = 10^{-4}$ では $f = 10^{-2}$ の約

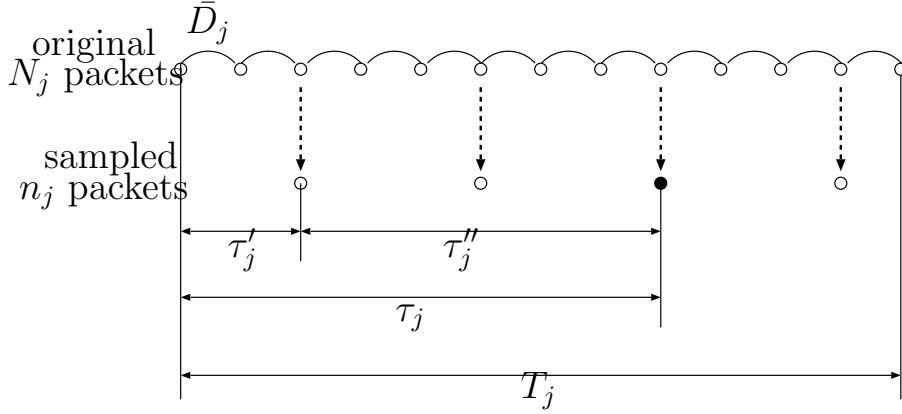


図 4.7 特定に要する時間のダイアグラム: $X_j = 12, Y_j = 4, f = 1/3, \hat{y} = 3$ の例

表 4.5 特定に要する時間: f, \hat{y} によって決定する因子

f	$(\hat{y} - f) / f$
10^{-2}	9699
10^{-3}	12999
10^{-4}	39999

4 倍となり，特定時間に要するは長くなる．この性質は，サンプリングレート f が低い場合はサンプルパケットの到着間隔が長いため，1 パケットの重みが大きいに由来している．例えば， $f = 10^{-4}$ に対して $\hat{y} = 2$ とすると， $\hat{y} = 4$ の場合と比較して特定に要する時間は 4 割程度になる．ただしこの場合，トレードオフにより FPR は増加し，FNR は減少する (図 4.6) ．

また，(4.21) 式の右辺における \bar{D}_j はフロー j の平均パケット間隔，すなわちパケット送信レートの逆数によって決定される因子である．したがって，送信レートが高い程，特定に要する時間は短くなる．文献 [90] で指摘されているように，大きなフローについてはフローサイズとフローレートに相関があることが知られている．すなわち，よりサイズが大きいフローほど高い送信レートで通信が行われる傾向がある¹⁰．これは，エレファントフローを特定する際には極めて有利な性質である．

最後に，IPLS トレースにカウントベースサンプリングを行い，実際の特定時間を調べた結果を示す．図 4.8 は，フロー j を X_j にしたがって降順にソートし，特定時間 τ_j を描いた図である．図の簡単のため，上位 30 番目までのエレファントフローの結果の

¹⁰ この性質の解釈の一つは，高速なネットワークを利用するユーザほど巨大なファイル転送を行う傾向があることである．

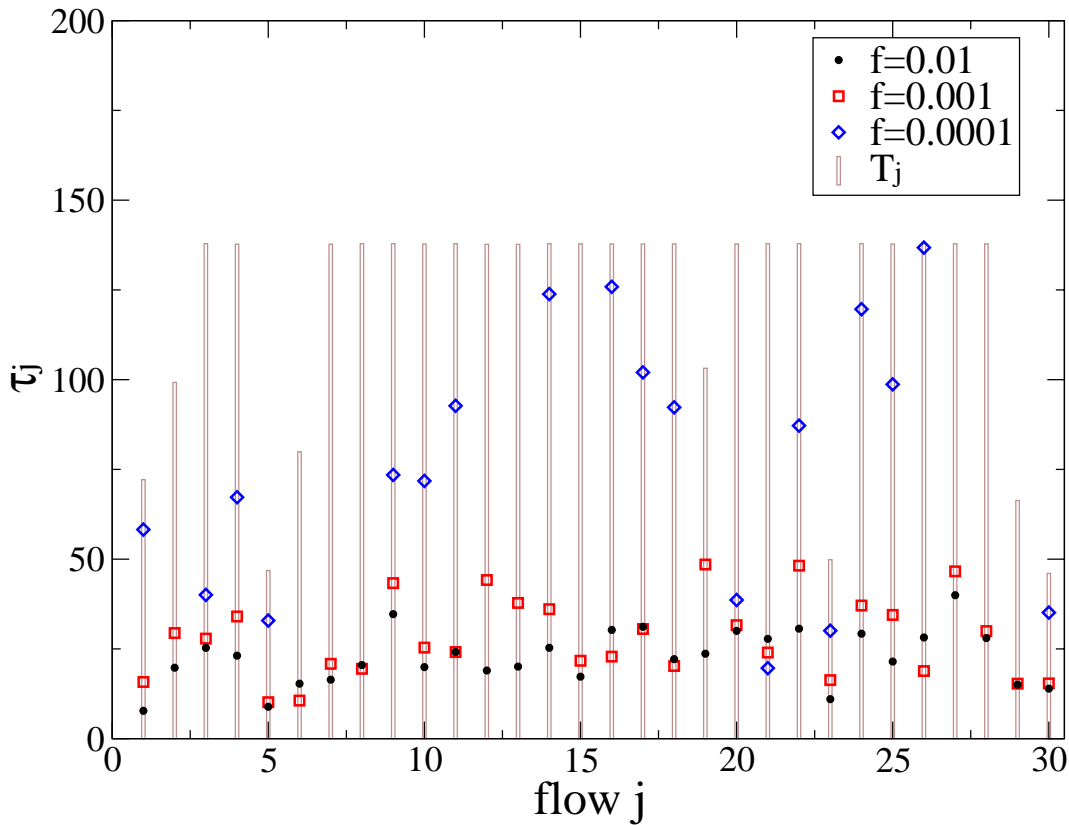


図 4.8 特定に要する時間の例 (上位 30 フロー)

み示している．比較のためにフロー毎の持続時間 T_j を示した．多くのフローは計測期間である 137 秒を超える長い通信を行っていることがわかる．また，特定に要する時間は (4.21) 式から考察した結果とほぼ同一の傾向を示すことがわかる．すなわち，サンプリングレートが低いほど特定に要する時間は長くなり，フローレートが高いほど (図では特にサイズが大きいフローについて持続時間が短いことに対応する)，特定に要する時間は短くなる傾向にある．

文献 [60, 61] 等で指摘されているように，あるインターバルでエレファントフローであったフローは次のインターバルでもエレファントフローである確率が高い．したがってサンプリングレートが低く，特定に要する時間が持続時間に近いような場合であっても，あるインターバルでエレファントフローが特定できればつぎのインターバルで制御の対象とすることが可能である．

4.8 サンプルフローの統計評価

本節ではサンプルしたパケットから構成するフロー統計の誤差を評価する．文献 [14] では，フロー統計としてフローのサイズの平均値および分布を対象とし，それぞれを推定するための方法を論じている．すなわち，推定の対象となるのはフロー全体の統計である．本研究は個々のフローのサイズを推定の対象とし，推定量の相対誤差を評価する．はじめに，サンプルパケット情報から推定されるフローサイズの推定誤差を定量的に評価する簡易な近似式を導出する．つぎに実トラフィックデータに基づいて近似式を評価した結果を示す．

4.8.1 フローサイズの推定と誤差

あるフローについてサンプルしたパケットのデータから，そのフローの真のフローサイズを推定する問題を考える．以下では，フローサイズの不偏推定量，および推定値の相対誤差について論じる．

N 個のパケットを母集団とし，それぞれのパケットのサイズを x_1, x_2, \dots, x_N (bytes) とする．母集団から n 個のパケットをランダムにサンプルし，それぞれのサイズを y_1, y_2, \dots, y_n (bytes) とする．ここで，サンプリングレート f を $f = n/N$ と定義する．つぎに，パケットを各々が属するフローによって分類する．フロー j は母集団において X_j 個のパケットから構成されるものとし，サンプルしたパケット群では Y_j 個のパケットから構成されたとする． y_{jk} ($k = 1, 2, \dots, Y_j$) をフロー j についてサンプルされたパケットのサイズとする．母集団のすべてのパケットに対して，以下のような変数 x'_{ji} ($i = 1, 2, \dots, N$) を定義する

$$x'_{ji} = \begin{cases} x_i & \text{パケットがフロー } j \text{ に属する} \\ 0 & \text{それ以外} \end{cases} \quad (4.22)$$

フロー j のパケットサイズの合計 (i.e., フローサイズ) は， $X_j = \sum_{i=1}^N x'_{ji}$ である．ランダムサンプリングを行った場合， X_j の不偏推定量 \hat{X}_j は，

$$\hat{X}_j = \frac{1}{f} \sum_{k=1}^{Y_j} y_{jk} \quad (4.23)$$

である．すなわち \hat{X}_j は，サンプルしたパケットサイズの合計に，サンプリングレートの逆数を乗じることによって得られる．このとき， \hat{X}_j の標準誤差 $\sigma(\hat{X}_j)$ は以下のよう計算できる [10] ．

$$\sigma(\hat{X}_j) = \frac{NS'_j}{\sqrt{n}} \sqrt{1-f} \quad (4.24)$$

ここで

$$S'_j = \frac{\sqrt{\sum_{i=1}^N x'_{ji}{}^2 - X_j^2/N}}{\sqrt{N-1}} \quad (4.25)$$

であり，これは x'_{ji} の母集団における標準偏差である．

不偏推定量 \hat{X}_j の真値 X_j に対する変動幅を示す尺度として，以下のような変動係数を考える．

$$\begin{aligned} cv(\hat{X}_j) &= \frac{\sigma(\hat{X}_j)}{E[\hat{X}_j]} \\ &= \frac{\sigma(\hat{X}_j)}{X_j} \end{aligned} \quad (4.26)$$

すべてのパケットのサイズが等しく $x_i = a$ であると仮定すると， $cv(\hat{X}_j)$ は以下のように近似できる¹¹．

$$cv(\hat{X}_j) = \sqrt{\frac{1-f}{f(1-N^{-1})}} \sqrt{\frac{1}{X_j} - \frac{1}{N}} \quad (4.27)$$

(4.27) の近似式を用いることにより， N, f, X_j が与えられたときの推定値の誤差を評価することが出来る．たとえば， $f \rightarrow 1$ のとき， $cv(\hat{X}_j) \rightarrow 0$ であり，フローサイズ X_j に依らず，推定値の誤差が小さくなる．また， N が $X_j \gg 1$ に対して十分大きいとき，

$$cv(\hat{X}_j) \approx \sqrt{\frac{1-f}{f}} \frac{1}{\sqrt{X_j}} \quad (4.28)$$

である．したがって，パケット数が十分に多いフローについては，推定量 \hat{X}_j の真値 X_j に対する変動が小さいため，両者の平均的な相対誤差は小さくなる． $N = 10^7, f = 10^{-4}$ のとき， $X_j \geq 10^4$ をみたすフローに対する変動係数は， $cv(\hat{X}_j) \leq 0.31$ である¹²．一方 $X_j \leq 6$ のフローでは， $cv(\hat{X}_j) \geq 12.90$ であり，変動係数が大きい．このように，推定対象となるフローのサイズに応じて，推定量と真値の平均的な相対誤差は大きく異なる．

4.8.2 近似式の評価

実トラフィックデータを元に近似式 (4.27) を評価する．トラフィックデータとして，[50] で公開されている OC48c 回線を計測したパケットトレースを用いた．ここで $N = 10^7$

¹¹後に示すように，この近似では特にパケット数が少ないフローについて変動係数を小さく見積もる．

¹²次節以降で用いる $N = 10^7$ のパケットを解析した結果， $X_j \geq 10^4$ をみたすフローの数は 167 であり，フロー全体の約 0.02% に過ぎなかった．しかしながら，これらのフローが全体のトラフィック総量に占める割合はきわめて高く，およそ 60% にまで達する．

であり，サンプリングレートを $f = 10^{-4}$ とした．各々のフロー j について，フローサイズ推定値の変動係数 $cv(\hat{X}_j)$ を算出した結果を図 4.9 に示す．(4.24)，(4.26) 式，およびトレースデータから解析した x'_{ji} を用いて計算した変動係数をドットで示し，(4.27) 式を用いて計算した近似値を点線で示した．実際の変動係数と，近似値による変動係数はほぼ同様の傾向を示すことがわかる．また，特にパケット数が非常に多い範囲 (e.g., $X_j \geq 10^4$) では，変動係数の実際の値と近似値は極めてよく一致している．

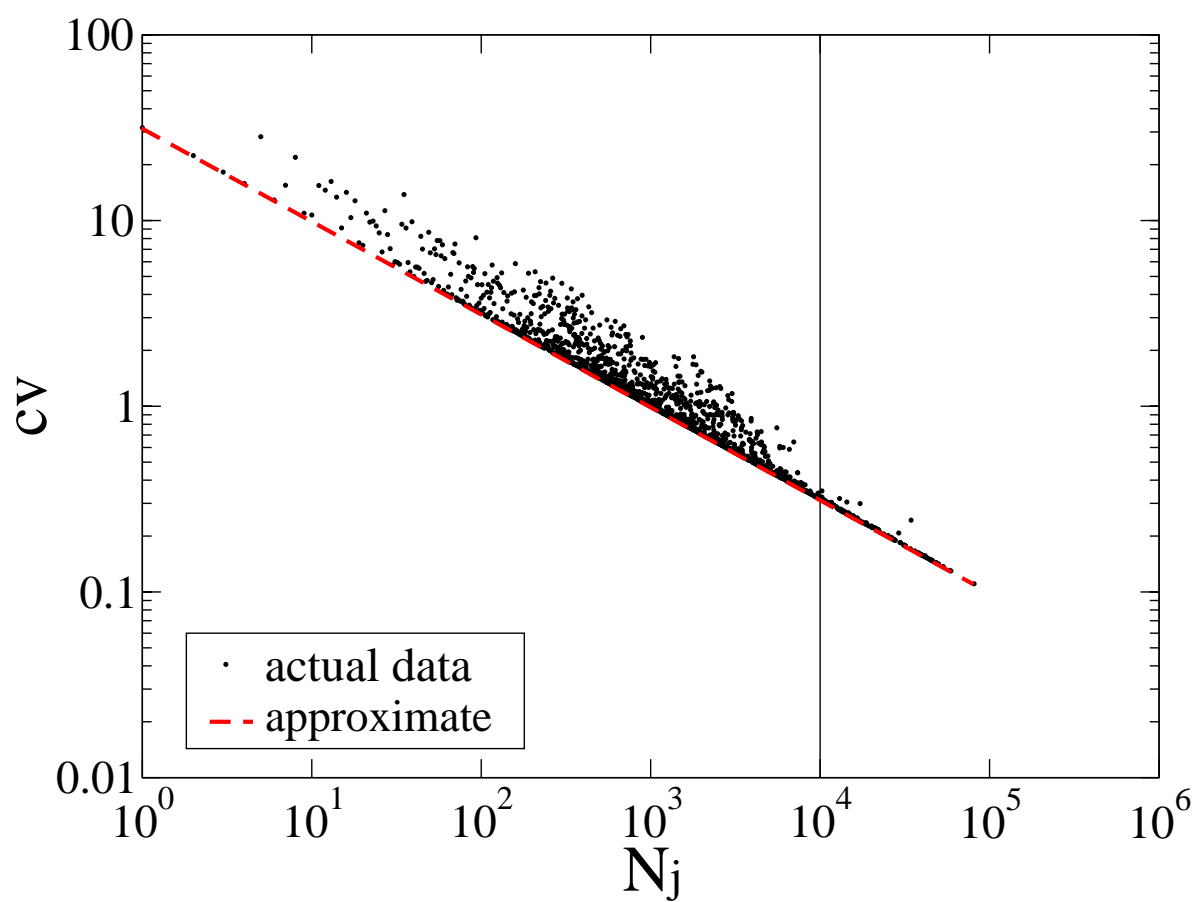
近似式ではすべてのパケットサイズが均一であると仮定しているが，これは実際の通信においてはかならずしも成立しない．たとえば TCP 通信ではコネクションの設定時に送受信されるパケットは一般にペイロードを含まないため，サイズが小さい (e.g., 40 byte)．また，コネクション確立後のデータ送受信フェーズでは，MSS で決定されるサイズのパケットを送受信する (e.g., 1460 byte)．たとえば $X_j = 5$ であるサーバからクライアントへの TCP フローを考える．このフローは，正常に完了した場合，2 個のコネクション設定パケット (SYN/ack, FIN) と 3 個のデータ送受信パケットで構成される．このため，パケットサイズを均一と仮定することにより，変動係数が実際よりも小さく見積もられる．一方，パケット数が極めて多いフローでは，パケットのほとんどはデータ送受信パケットであり，大多数の場合においてそれらのサイズは均一である．したがって，パケット数が多い範囲 (e.g., $X_j \geq 4$) の変動係数を近似式によって精度よく評価できる．また，近似式を用いることにより，実際の変動係数に対する下限を評価することができる．

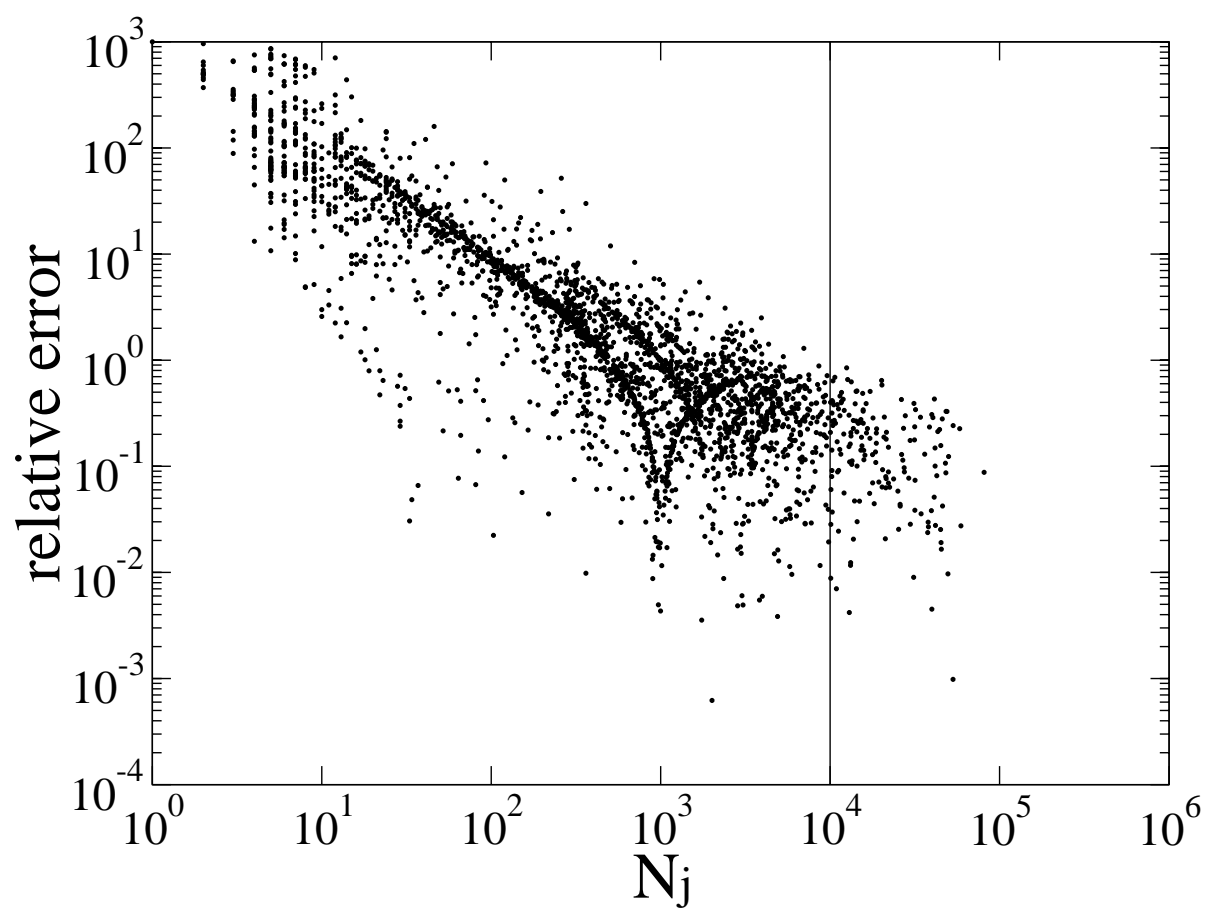
4.8.3 実際のパケットサンプリングによる評価

パケットトレースに対して実際にパケットサンプリングを行い，サンプリング誤差を評価する．サンプリング手法はカウントベースの周期サンプリング¹³を用い，サンプリングレートを $f = 10^{-4}$ とした．

サンプリングは 1 回行い，フロー毎に真のフローサイズ X_j と (4.23) 式によって算出されるフローサイズの推定値 \hat{X}_j の相対誤差 $|X_j - \hat{X}_j|/X_j$ を計算した．なお，サンプリングされなかったフローについては相対誤差を計算しない．結果を図 4.10 に示す． X_j の増加にともない，相対誤差が平均的に減少することがわかる．この結果は，前節で示した変動係数の考察 (i.e., (4.27) 式) と一致している．すなわち，サイズが大きいフローほど推定値と真値の相対誤差が小さくなる．たとえば $X_j \leq 6$ のフローについては，相対誤差が最低でも 10 以上であり，最大で 1,000 に達する ($X_j = 1$ のフローをサンプ

¹³厳密には周期サンプリングとランダムサンプリングは異なる．しかしながらフローが多数発生するトラフィックに対する周期サンプリングは，ランダムサンプリングと同様とみなすことができる [14]．

図 4.9 \hat{X}_j の変動係数

図 4.10 \hat{X}_j の相対誤差

ルした場合)。一方, $X_j \geq 10^4$ のフローについては相対誤差が最大でも 1 未満であり, $f = 10^{-4}$ と比較的低いサンプリングレートであるにも関わらず, 誤差が比較的小さいことがわかる。さらに誤差を小さくするためには f を大きくしなければならない。たとえば f を 10 倍の $f = 10^{-2}$ とすると, (4.28) 式より推定値 \hat{X}_j の変動係数は約 $1/\sqrt{10}$ に軽減されることがわかる。しかしながらサンプリングレートの増加は, フローテーブルを管理するメモリの消費量や, 出力するフロー統計データの増大につながるため, 両者のトレードオフを勘案してパラメタを設定する必要がある。

4.9 エレファントフロー特定の応用

これまでに示してきたように, エレファントフローは帯域に占める占有度がきわめて高いフローである。従って, ネットワークの輻輳時においてそのようなフローを制御することにより, 効果的かつ効率的なトラフィック制御が実現できる。輻輳時において, 一律にフローを制御するのではなく, 帯域占有度が高く, 送信レートの高いフローから優先的に制御することは, 結果としてフロー間の不公平性の解消につながる。また, 数多くの送信レートの低い (慎ましい) フローを制御する必要はなくなる。このようなアイデアに基づいたネットワーク管理・制御方法は, 例えば文献 [33, 42, 31] などで提案されている。

文献 [33] では, ルータにおいて帯域占有度の高いフローを監視し, 回線の帯域利用率 ρ がある閾値 $\hat{\rho}$ にたいして $\rho > \hat{\rho}$ となると, 特に占有度の高いフローに対して優先的にパケット廃棄を実施するアルゴリズムを提案し, シミュレーションによる性能評価, および提案アルゴリズムを FreeBSD 上に実装したルータを用いた性能評価を行っている。この結果, 特に UDP のような自身で輻輳回避制御機構を持たないフローが高い帯域占有度を持ち, 回線の輻輳を生じさせているようなときに, 提案方法が有効であることを示している。

文献 [42] は, RED (Random Early Detection)[17, 19] の適用を前提とし, RED におけるパケット廃棄の履歴を利用した手法: RED-PD (RED with Preferential Dropping) を提案している。RED-PD は, 回線の輻輳時においてパケットが廃棄されたフローを監視し, あるタイムインターバルでの廃棄数がある閾値を越えたフローに対して優先的にパケット廃棄を行う手法である。ここにパケット廃棄数が高いフローはパケット送信レートが高いフロー, すなわち帯域占有度が高いフローである。シミュレーションによる評価では, RED-PD を用いることにより, 特に高レートフローのパケット送信レートが抑制され, 結果として輻輳時におけるフロー間の不公平性 (unfairness) が解消されることが示されている。

文献 [31] は、パケット送信レートが高く、かつ継続時間が長いフローに対して優先的にパケット廃棄を実施するトラフィック制御方法を提案している。エッジルータではフロー情報を管理し、任意に定めることのできる送信許容レート $R(t)$ を越えるフローを識別する。また、送信許容レート $R(t)$ は、各フローの継続時間 t に対して減少する関数で与える。これにより、瞬間的にレートの高いフローは識別対象から除外し、ある程度の継続時間があり、かつレートが高いフローのみ識別することができる。エッジルータは識別したフローに対してマーキングし、コアルータではマーキング情報に基づいて優先制御を実施する。

本研究の貢献は、上記のようなネットワーク管理・制御方法を超高速ネットワーク上で実現するために、スケーラブルなエレファントフローの特定手法を提案したことにある¹⁴。

4.10 本章のまとめ

本章では、周期的にサンプルしたパケットからエレファントフローを特定するための方法を提案した。提案手法の鍵はフロー毎にサンプルしたパケット数に対し、エレファントフローであることを示す適切な閾値 (\hat{y}) を見つけ出すことにある。本研究はベイズの定理およびフロー統計の事前分布を用いることにより、そのような閾値を計算できることを示し、実データに対して実際にパケットサンプリングを実施することによりその有効性を評価した。さらに、その閾値は様々な事前分布に対してほぼ同様な値となることを示した。これは、フロー統計が非一様性—パレートの法則—を有することによって成立する。すなわち、前章で示されたように、ユーザトラフィック統計におけるパレートの法則が普遍的な性質であることが、本手法の有効性 (適切なパラメタ設定におけるオーバーヘッドの削減) を支持している。

我々のアプローチの最大の利点はそのシンプルさにある。周期サンプリングはパケット毎の処理を必要としないフロー状態に非依存な手法であり、かつスケーラビリティも高い。このため、実装に要するコストは他の手法と比較して非常に低く抑えることができる。巨大なネットワークを運用し、計測ポイントが多数保有しているネットワーク事業者にとって、コストの低減は極めて有効である。

¹⁴RED-PD はすべてのフローステートを保持しないため、スケーラビリティに優れる手法である。ただし高レートフローの特定にパケット廃棄率を利用するため、ネットワークの輻輳時にしか有効でない点が不利な点である。

第 5 章

結論

5.1 本論文の要約と貢献

本研究を要約すると以下の通りである．

第 2 章「インターネットトラフィックの流動変動特性」、第 3 章「ユーザトラフィック統計の非一様性」では、広域・多地点におけるインターネットトラフィックの計測、詳細な分析を行い、以下の結論を得た．

- 流量変動の周辺分布を正規分布と仮定する従来のトラフィックモデルでは、今日のインターネットにおける集約トラフィックの特性を正確にとらえることができない．
- ユーザトラフィック統計が示す非一様性は普遍的な性質であり、比較的小さなタイムスケールにおいても成立する．
- ユーザトラフィック統計の非一様性は、集約トラフィックの特性を決定する上で重要な役割を果たしている．
- ユーザトラフィック統計が示す非一様性は、アプリケーションが持つ固有の性質に関連し、特に P2P フローのサイズ分布は強い非一様性を示す．

これらの結果は、現在そして将来のインターネットのトラフィックモデル構築に重要な知見と示唆を与えるものである．

また、ユーザトラフィックの非一様性は、少数の巨大なユーザトラフィック (エレファントフロー) が存在することを意味する．少数のエレファントフローが集約トラフィックの大部分を占有する不公平性に関する問題は、今日のインターネットにおける重要な課題のひとつである．本研究の第 4 章「エレファントフローの特定方法」では、超

高速ネットワークにおいてエレファントフローを管理・制御するためのスケーラブルな手法を考案した。さらに、実トラフィックデータに基づく評価・検証を行い、その有効性を確認した。考案した方法は実装が簡易であり、運用面でのオーバーヘッドも少ないことから極めて実用的である。

5.2 今後の課題

第2章「インターネットトラフィックの流動変動特性」で明らかにした、集約トラフィックおよびユーザトラフィックの関係について、理論的なモデルを構築し、分析することは今後の課題である。すなわち、パレートON/OFFソースモデルのような時間的な非一様性のみならず、時分割フローのサイズ分布の非一様性—瞬間的な送信レートの非一様性—をユーザトラフィックのモデルにとり入れ、かつそれらを集約したトラフィックの流量変動が非正規分布に従うようなモデルを矛盾なく説明する理論が必要となる。

第3章「ユーザトラフィック統計の非一様性」では、現在インターネットにおいて最も主流なアプリケーションである web と P2P に関する分析を行った。特に P2P に関して得た詳細なフロー特性は、P2P トラフィックのシミュレーションを行う際の基礎的なパラメタ決定や、P2P フロー増加に伴う全体傾向の予測などに役に立つ。文献 [36] で指摘されているように、今後のアプリケーションは上記のような TCP をベースとした通信のみならず、VoIP (Voice over IP) や VoD (Video on Demand) のような UDP をベースとした高品質なリアルタイム系通信の割合が増えてくると予測される。そのような将来に主流となるアプリケーションが発生するトラフィックについても、継続的にその特性を計測・分析することが重要となる。

第4章「エレファントフローの特定方法」で提案した手法は、フロー毎のパケット数の事前分布を利用することにより、エレファントフローをスケーラブルに特定するものであった。提案方法の実装と実網における検証は今後の課題である。また、オンラインで動的に特定の閾値やサンプリングレートを変更する方法や、パケット数以外のメトリクス (e.g., AS 番号, プレフィックス, DNS, bogon IP アドレス, ヘッダ・ペイロードシグネチャ等) の周辺情報を用いた特定フローの同定方法の提案は、今後の研究テーマである。

付録 A

流量変動分析の補足データ

A.1 輻輳したトラフィックの解析

本研究では、表 2.1 の帯域幅および平均流量の数値で示されるように、すべての回線は適切に帯域設計がなされており、したがって使用率が比較的使用率が低かった。本章では参考のため、使用率が極めて高い輻輳状態にあるトラフィックの特徴を示す。NTT 研究開発センターのインターネットアップリンク回線 (NTTlab) において、回線が輻輳状態にある時間帯のトラフィックを計測した。図 A.1, A.2 はトラフィック流量変動 (0.1 秒単位のスループット変動) とその周辺分布 (累積分布の補分布) をそれぞれ示している。図よりトラフィック流量が帯域幅 12Mbps の付近で飽和していることがわかる¹。平均流量変動は 7.66 (Mbps) であり標準偏差は 2.31 であるので、我々の定義によるスパイクを決める閾値は $7.66 + 2 \times 2.31 = 12.28$ (Mbps) となる。ところが、この値は回線の帯域幅を上回る値であるので、実際にはスパイクは存在し得ないことになる。したがってこのような輻輳下においてスパイクを観測することはない。

また、図 A.2 より、流量変動の周辺分布は回線帯域幅による打ち切りがあるため、負に歪んでいることがわかる。実際歪度を計算した結果は -0.36 であり、たしかに負の歪みを有する。このように、本研究のスパイクの挙動に着目したアプローチはこうした輻輳下にあるトラフィックに対してはもはや有効ではない。しかしながら、本研究で得た結果は次のような理由により非常に有益である。

- 大規模なネットワーク事業者 (ISP および大規模な企業・大学ネットワーク等) が運用するバックボーンネットワークの大多数は適切に設計されているため、輻輳

¹ スループットは計測機器によってパケット毎押印されたタイムスタンプと IP ヘッダに記録されたパケットサイズによって計算している。このため、IP over ATM によるオーバーヘッド—ATM セルヘッダ、セルパディング、AAL5 ヘッダ—等を考慮していない。そのため、計算されたスループット値は飽和時において帯域幅の 12Mbps より小さく、約 10.5–11Mbps となる。

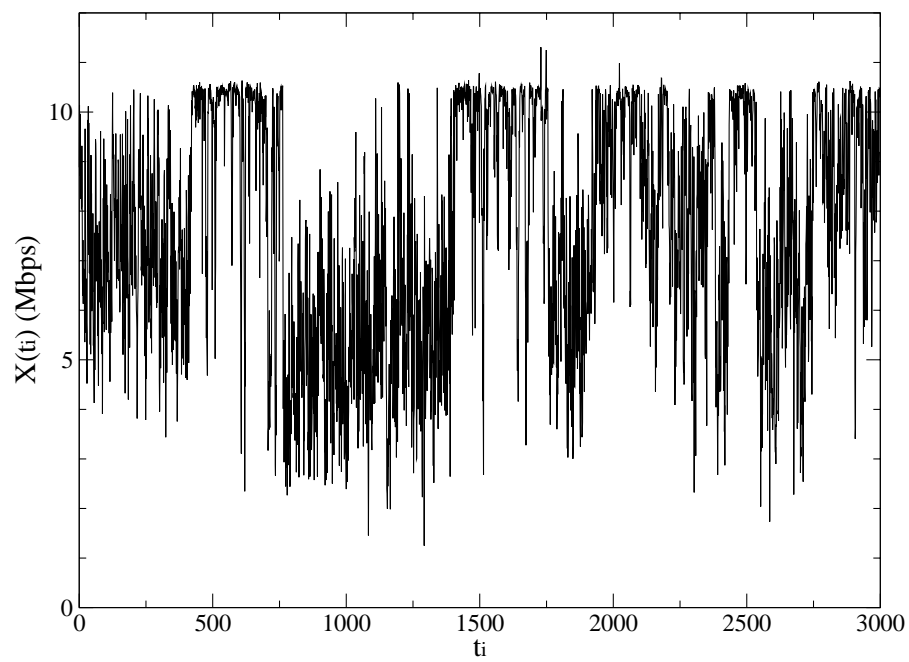


図 A.1 輻輳したトラフィックの流量変動

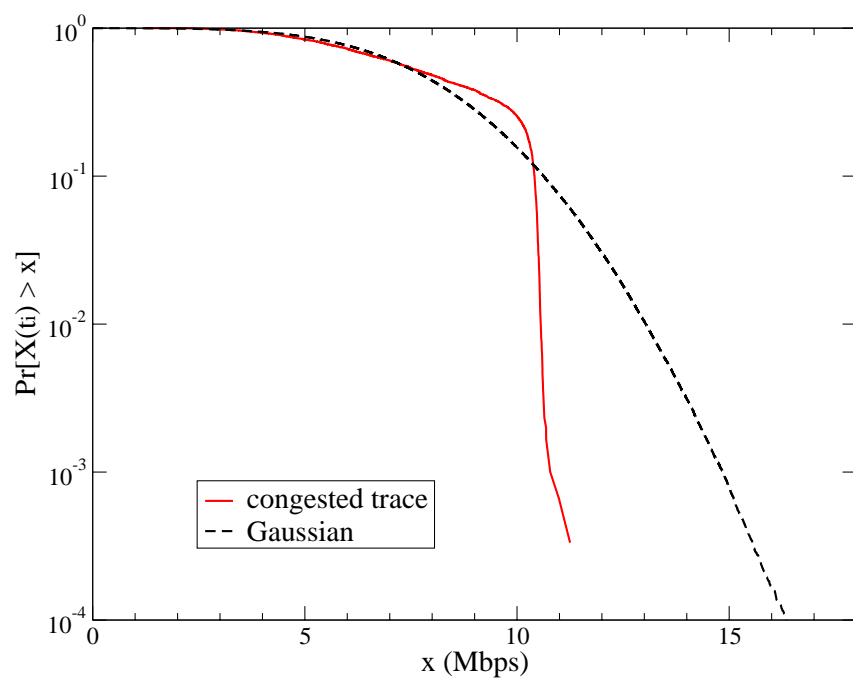


図 A.2 輻輳したトラフィック流量変動の周辺分布

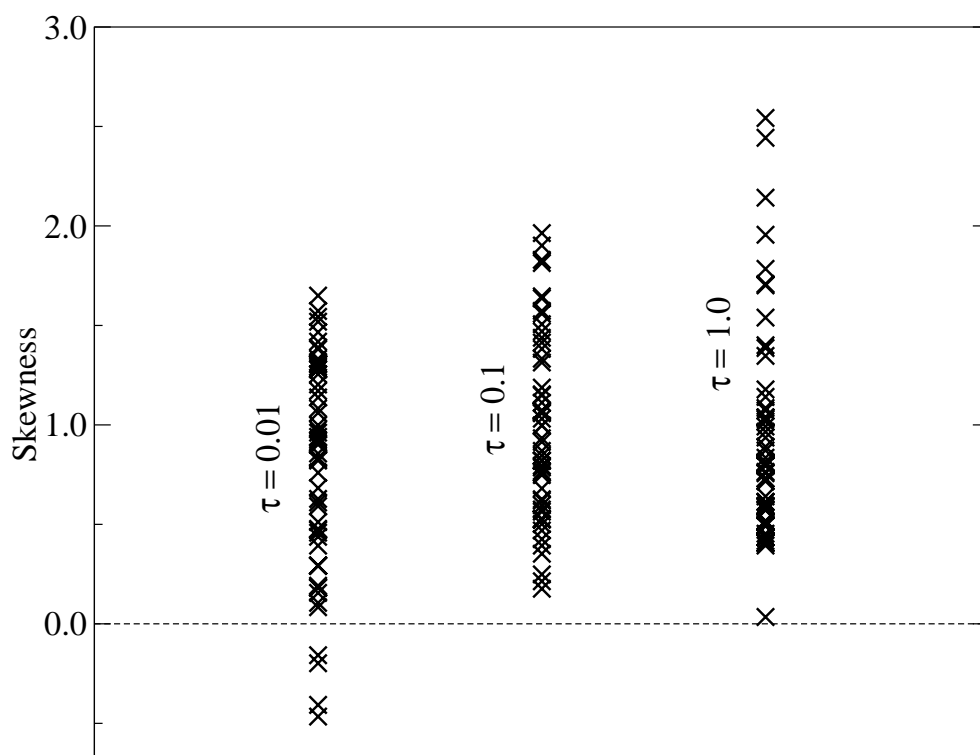


図 A.3 NTTlab トレースの歪度

を経験することは非常に稀である．そのようなネットワークのトラフィックを評価する上では本研究の結果が役に立つ．

- 図 A.1 で示されたように輻輳した回線を通るトラフィック量はパケットロスによってシェーピングされている．ネットワークの性能評価を目的としてトラフィックモデルを使う場合，シェーピングされたトラフィックではなく，ロスを経験する前—すなわちシェーピングされていないトラフィックの特徴が必要となる．本研究は後者を対象とした結果を提示している．

A.2 様々な時間スケールに対する分析結果

本研究では集約トラフィック，ユーザートラフィックを分析するにあたって時間間隔を 0.1 秒とした．本節では本研究の結果はこの時間間隔に限らず，複数のオーダーに跨る広い範囲の時間スケールで成立することを示す．以下の説明では NTTlab トレースを用いる．図 A.3 は時間間隔を 0.01 秒，0.1 秒，1 秒としたときのスループット変動に対する歪度を描いたものである．いくつかのトレースは負の歪度を持つが，大多数の

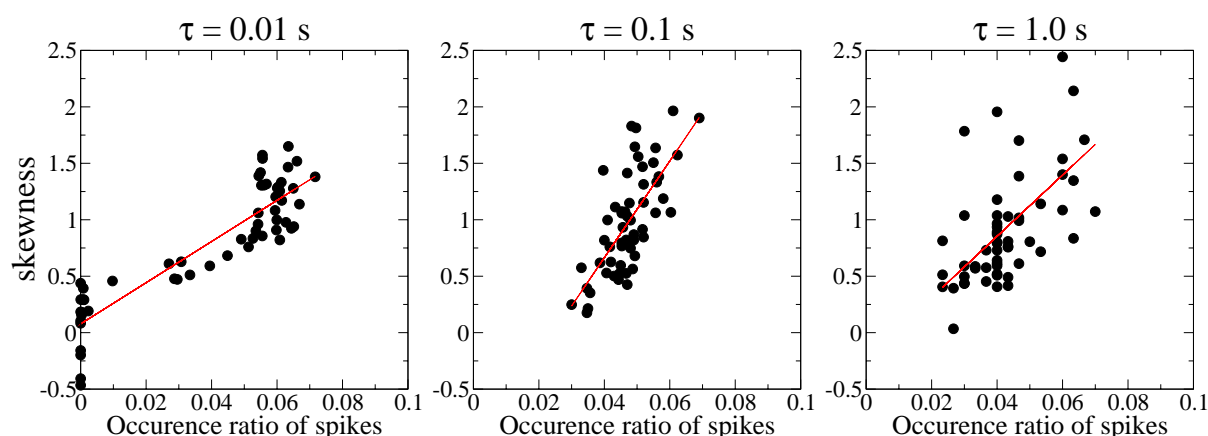


図 A.4 NTTlab トレースに対するスパイク発生率と歪度の散布図

トレースは正の歪度を有することがわかる．このように，周辺分布が正に歪む性質は上記の時間スケールで成立することが示された．

図 A.4 はスパイク発生率と歪度の散布図を描いたものである．図よりいずれの時間間隔の場合も両者に正の相関があることがみてとれる．図 A.2 はスパイク/非スパイクにおけるエレファントフローの発生率と占有率を，それぞれの時間間隔について描いたものである．2.7 節で議論した結果がすべての時間間隔で成立することがみてとれる．すなわち，(1) スパイクではエレファントフローが発生する確率が高く，(2) スパイクの大部分はエレファントフローによって構成される．以上のように，本研究で発見した結果は，複数のオーダーに跨る時間スケール (0.01 秒-1 秒) において成立することが示された．

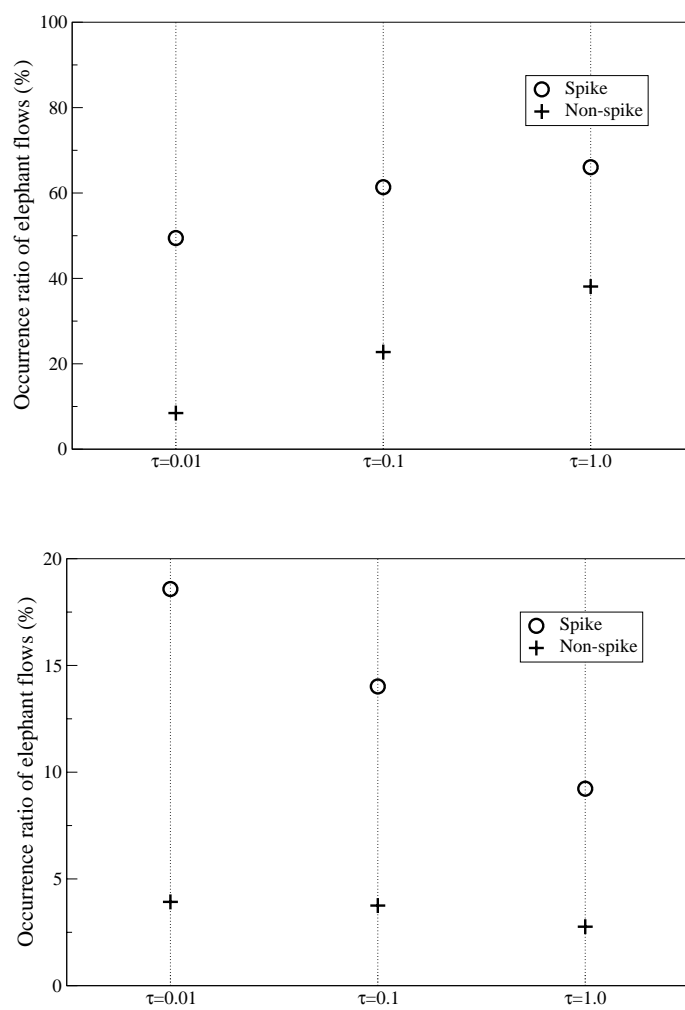


図 A.5 エレファントフローの平均発生率 (上図) および平均占有率 (下図)

付録 B

確率プロット法

確率プロット法は、ふたつの分布 $F(x)$, $G(x)$ が等しいかをグラフを用いて視覚的に検証する方法である。ここでは、経験データがしたがう分布関数を $G(x)$ とし、経験データから推定した分布の分布関数を $F(x)$ とする。経験データから推定した分布がパレート分布であるとき、

$$F(x) = 1 - kx^{-\alpha} \quad (\text{B.1})$$

となる。ここで経験データ x_1, x_2, \dots を昇順に並び換えたものを $x_{[1]}, x_{[2]}, \dots$ 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、

$$G^{-1}(q_i) = x_{[i]} \quad i = 1, \dots, n \quad (\text{B.2})$$

と定義する。ただし、

$$q_i = \frac{i + \frac{1}{2}}{n + 1} \quad (\text{B.3})$$

である。このとき、 $(F^{-1}(q_i), G^{-1}(q_i))$ ($i = 1, 2, \dots$) 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。

経験データがしたがう分布と推定された分布が等しいとき、P-P プロット、および 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。

付録 C

超幾何分布の数値計算と近似

N が大きいとき, (4.2) 式の超幾何分布を直接数値計算すると, 桁溢れを起こしてしまう. 特に問題となるのは $N!$ の計算である. 本研究の例では母集団を $N = 10^7$ としたが, これは OC48c 回線における平均流量が約 500Mbps のトラフィック (約 2 分間) に相当した. さらに高速な回線でのトラフィック, あるいは母集団を決定するタイムスケールをさらに長く取る場合, N はさらに大きな値となり得る.

本研究では $N \rightarrow \infty$ のとき (4.2) 式の超幾何分布は二項分布

$$\Pr[Y_j = y | X_j = x] = \binom{n}{y} \left(\frac{x}{N}\right)^y \left(1 - \frac{x}{N}\right)^{n-y} \quad (\text{C.1})$$

によって近似出来ることを利用し, 数値計算を行った. なおこの近似でも $n!$ の計算が必要であり, 比較的大きな n に対しては桁溢れを起こしてしまう可能性がある. 本研究では階乗計算にあたっては, ガンマ関数 $\Gamma(z)$ の近似,

$$\begin{aligned} \Gamma(z+1) &= \left(z + \gamma + \frac{1}{2}\right)^{z+\frac{1}{2}} \exp\left[-\left(z + \gamma + \frac{1}{2}\right)\right] \\ &\quad \times \sqrt{2\pi} \left[c_0 + \frac{c_1}{z+1} + \frac{c_2}{z+2} + \cdots + \frac{c_M}{z+M} + \epsilon\right] \quad (z > 0) \end{aligned} \quad (\text{C.2})$$

を用いた. これは Lanczos の近似式と呼ばれるものであり, γ, M は選択可能なパラメータ, c_1, \dots, c_M はある定数, ϵ は誤差を示す項である. 文献 [70] では $\gamma = 5, M = 6$ とすることにより, 誤差 ϵ を $|\epsilon| < 2 \times 10^{-10}$ と抑えられることを示している. 本研究ではこれらの値の γ, M を採用し, $n! = \Gamma(n)$ のように数値計算を行った.

参考文献

- [1] L. A. Adamic, “Zipf, Power-laws, and Pareto - a ranking tutorial,”
<http://www.parc.xerox.com/spl/groups/dynamics/papers/ranking/ranking.htm>.
- [2] Ronald G. Addie, Timothy D. Neame and Moshe Zukerman, “Modeling Superposition of Many Sources Generating Self Similar Traffic,” In Proceedings of ICC, pp. 387–391, Vancouver, BC, Canada, June 1999.
- [3] 赤池弘次, 中川東一郎, “ダイナミックシステムの統計的解析と制御,” サイエンス社, 1972 .
- [4] “Anella Cientifica,”
<http://www.fcr.es/anella.html>.
- [5] “Asia-Pacific Advanced Network,”
<http://www.apan.net>.
- [6] H. Balakrishnan, M. Stemm, S. Seshan and R. H. Katz, “Analyzing Stability in Wide-Area Network Performance,” In Proceedings of ACM SIGMETRICS, pp. 2–12, June 1997.
- [7] J. Beran, “Statistics for long-memory processes,” Chapman and Hall, New York, 1994.
- [8] M. Christiansen, K. Jaffay, D. Ott and F. D. Smith, “Tuning RED for web traffic,” In Proceedings of ACM SIGCOMM, pp. 139–150, 2000.
- [9] “Cisco NetFlow,”
<http://www.cisco.com/warp/public/732/netflow/index.html>.
- [10] W. G. Cochran, “Sampling Techniques (3rd ed.),” New York: John Wiley & Sons, 1977.

- [11] M. Crovella and A. Bestavros, “Self-Similarity in World Wide Web Traffic: Evidence and Possible Causes,” *IEEE /ACM Transactions on Networking*, vol.5, no.6, pp. 835–846, December 1997.
- [12] N. Duffield, C. Lund, and M. Thorup, “Charging from Sampled Network Usage,” In *Proceedings of ACM SIGCOMM Internet Measurement Workshop*, California, November 2001.
- [13] N. Duffield, C. Lund, and M. Thorup, “Properties and Prediction of Flow Statistics from Sampled Packet Streams,” In *Proceedings of ACM SIGCOMM Internet Measurement Workshop*, Marseille, France, November 2002.
- [14] N. Duffield, C. Lund, and M. Thorup, “Estimating Flow Distributions from Sampled Flow Statistics,” In *Proceedings of ACM SIGCOMM*, pp. 325–336, August 2003.
- [15] C. Estan and G. Varghese, “New Directions in Traffic Measurement and Accounting,” In *Proceedings of ACM SIGCOMM*, pp. 323–336, August 2002.
- [16] S. Ben Fredj, T. Bonald, A. Proutiere, G. Regnie, and J. Roberts, “Statistical bandwidth sharing: a study of congestion at flow level,” In *Proceedings of ACM SIGCOMM*, pp. 111–122, August 2001.
- [17] S. Floyd and V. Jacobson, “Random Early Detection gateways for Congestion Avoidance,” *IEEE /ACM Transactions on Networking*, vol.1, no.4, pp. 397–413, August 1993.
- [18] S. Floyd and E. Kohler, “Internet Research Needs Better Models,” In *Proceedings of ACM SIGCOMM First Workshop on Hot Topics in Networks (Hotnets-I)*, October 2002.
- [19] S. Floyd, “RED (Random Early Detection) Queue Management,” <http://www.icir.org/floyd/red.html>.
- [20] “Gnutella,” <http://www.gnutella.com/>.
- [21] L. Golab, D. DeHaan, E. Demaine, and A. Lopez-Ortiz, “Identifying Frequent Items in Sliding Windows over On-Line Packet Streams,” In *Proceedings of ACM SIGCOMM Internet Measurement Conference*, Florida, October 2003.

- [22] Gordon Irlam, “Unix File Size Survey – 1993,” 1993
<http://www.base.com/gordoni/ufs93.html>.
- [23] M. Grossglauser and J. C. Bolot, “On the relevance of long-range dependence in network traffic,” *IEEE/ACM Transactions on Networking*, pp. 629–640, October 1999.
- [24] “IETF Packet Sampling (psamp) Working Group,”
<http://www.ietf.org/html.charters/psamp-charter.html>.
- [25] “InMon sFlow Probe,”
<http://www.inmon.com/products/probes.php>.
- [26] “Inter-Ministry Research Information Network,”
<http://www.imnet.ad.jp/>.
- [27] “Internet2,”
<http://www.internet2.edu/>.
- [28] 亀井聡, 森達哉, 大井恵太, “P2P ファイル共有の実態と課題 ~トラヒック測定・設計・制御・管理法の確立に向けて~, ” 信学技報 CQ2003-7(2003-40), pp. 39–46, 2003 .
- [29] 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”, *Computer Communications*,” Vol. 24, pp. 1508–1524, 2001.
- [30] R. Kawahara and N. Komatsu, “A Scalable IP Traffic Control Method for Weighted Bandwidth Allocation per Flow”, *IEICE Trans. Commun.*, Vol. E84-B, No. 10, pp. 2815–2829, October 2001.
- [31] R. Kawahara, T. Mori, S. Sumita, and T. Abe, ”A scalable form of QoS control that handles long-duration P2P flows,” In *Proceedings of WTC/ISS 2004*, Technical Session 12, Seoul, Korea, September 2004.
- [32] “KaZaA,”
<http://www.kazaa.com/>.
- [33] 小林, 村井, “IP ルータによる帯域占有度の高いフロー検出制御機構の実装と評価,” *コンピュータソフトウェア*, Vol.17, No.4, p.31–40, 2000 .

- [34] B. Krishnamurthy, J. Wang and Y. Xie, “Early Measurements of a Cluster-based Architecture for P2P Systems,” In Proceedings of ACM SIGCOMM Internet Measurement Workshop, San Francisco, November 2001.
- [35] A. Kumar, J. Xu, J. Wang, O. Spatschek, and L. Li, “Space-Code Bloom Filter for Efficient Per-Flow Traffic Measurement,” In proceedings of IEEE INFOCOM, Hong Kong, China, March 2004.
- [36] S. Lam, “Back to the Future Part 4: The Internet,” Computer Communication Review, Vol 34, No. 4, pp. 1–2, October 2004.
- [37] K. C. Lan and J. Heidemann, “On the correlation of Internet flow characteristics,” In Proceedings of ACM SIGCOMM, August 2003.
- [38] W. E. Leland, M. S. Taqqu, W. Willinger, and D. V. Wilson, “On the self-similar nature of Ethernet traffic (Extended Version),” IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 2, No. 1, February 1994.
- [39] N. Likhanov, B. Tsybakov and N. D. Georganas, “Analysis of an ATM Buffer with Self-Similar (“Fractal”) Input Traffic,” In Proceedings of IEEE INFOCOM, April 1995.
- [40] D. Lin and R. Morris, “Dynamics of Random Early Detection,” In Proceedings of ACM SIGCOMM, September 1997.
- [41] M. F. Arlitt and C. L. Williamson, “Web server workload characterization: The search for invariants,” In Proceedings of ACM SIGMETRICS, pp. 126–137, May 1996.
- [42] R. Mahajan, S. Floyd, and D. Wetherall, “Controlling High-Bandwidth Flows at the Congested Router,” In Proceedings of 9th International Conference on Network Protocols (ICNP), November 2001.
- [43] “Measurement and Analysis on the WIDE Internet,”
<http://www.wide.ad.jp/wg/mawi/>.
- [44] “MAWI Working Group Traffic Archive,”
<http://tracer.csl.sony.co.jp/mawi/>.

- [45] 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,” In Proceedings of ACM SIGCOMM, pp. 151-0160, 2000.
- [46] T. Mori, “A study on the difference of characteristics of self-similar traffic with similar Hurst parameter”, IEICE General Conference, Kyoto, Japan, March 2001 (in Japanese).
- [47] T. Mori, R. Kawahara, S. Naito and S. Goto, “On the characteristics of Internet Traffic variability: Spikes and Elephants,” In Proceedings of IEEE/IPSJ Symposium on Applications and the Internet (SAINT) pp. 99–106, Tokyo, Japan, January 2004.
- [48] T. Mori, M. Uchida and S. Goto, “On the Flow Analysis of the Internet Traffic: Web vs. P2P,” Systems and Computers in Japan (to be published in 2005).
- [49] “National Laboratory for Applied Network Research (NLNR),”
<http://www.nlanr.net/>.
- [50] “NLNR: Abilene-I data set,”
<http://pma.nlanr.net/Traces/long/ipls1.html>.
- [51] “NLNR: CESC-I data set,”
<http://pma.nlanr.net/Special/cesc1.html>.
- [52] I. Norros, “On the use of fractional Brownian motion in the theory of connectionless networks,” IEEE Journal on Selected Areas in Communications”, Vol. 13, No. 6, August 1995.
- [53] “Network Simulator - ns-2,”
<http://www.isi.edu/nsnam/ns/>.
- [54] “NTT R&D センター , ”
<http://www.ntt.co.jp/RD/>.
- [55] “OC3mon/Coral,”
<http://www.caida.org/tools/measurement/coralreef/>.
- [56] 岡田昭宏, 川原亮一, “IP 網におけるトラヒック特性分析の一考察,” 信学技報 NS2003-5(2003-04), pp. 17–20 , 2003 .

- [57] “Open Computer Network,”
<http://www.ocn.ne.jp/>.
- [58] “OpenNap”,
<http://opennap.sourceforge.net/>.
- [59] “OPNET,”
<http://www.opnet.com/>.
- [60] K. Papagiannaki, N. Taft, S. Bhattacharya, P. Thiran, K. Salamatian, and C. Diot, “On the feasibility of identifying elephants in internet backbone traffic,” Sprint ATL Technical Report TR01-ATL-110918, Sprint Labs, November 2001.
- [61] K. Papagiannaki, N. Taft, S. Bhattacharyya, P. Thiran, K. Salamatian and C. Diot, “A Pragmatic Definition of Elephants in Internet Backbone Traffic,” In Proceedings of ACM SIGCOMM Internet Measurement Workshop, Marseilles, France, November 2002.
- [62] K. Park, G. Kim and M. Crovella, “On the relationship between file sizes, transport protocols, and self-similar network traffic,” In Proceedings of International Conference on Network Protocols (ICNP), pp. 171–180, October 1996.
- [63] K. Park, G. Kim, and M. Crovella. “On the effect of traffic self-similarity on network performance,” In Proceedings of the SPIE International Conference on Performance and Control of Network Systems, November 1997.
- [64] K. Park and W. Willinger, “Self-similar network traffic and performance evaluation,” Wiley Interscience, 2000.
- [65] “Passive Measurement and Analysis (PMA),”
<http://pma.nlanr.net/>.
- [66] V. Paxson and S. Floyd, “Wide-Area Traffic: The Failure of Poisson Modeling,” IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 3 No. 3, pp. 226–244, June 1995.
- [67] V. Paxson, “Fast, Approximate Synthesis of Fractional Gaussian Noise for Generating Self-Similar Network Traffic,” Computer Communications Review, Vol. 27 No. 5, pp. 5–18, October 1997.

- [68] V. Paxson, and S. Floyd, “Why We Don’t Know How To Simulate The Internet,” In Proceedings of the 1997 Winter Simulation Conference, December 1997.
- [69] V. Paxson, “Why Understanding Anything About The Internet Is Painfully Hard,” UCB Berkeley MIG Seminar, April 1999
<http://www.icir.org/vern/talks/vp-painfully-hard.UCB-mig.99.ps.gz>.
- [70] W. H. Press, B. P. Flannery, S. A. Teukolsky, W. T. Vetterling, “Numerical Recipes in C : The Art of Scientific Computing,” Cambridge University Press; 2 edition, October 1992.
- [71] “RedIRIS – Red española de I+D,”
<http://www.rediris.es/>.
- [72] “references on zipf’s law,”
<http://linkage.rockefeller.edu/wli/zipf/>.
- [73] R. H. Riedi, M. S. Crouse, V. J. Ribeiro, and R. G. Baraniuk, “A Multifractal Wavelet Model with Application to Network Traffic,” IEEE Trans. Inform. Theory, vol. 45, no. 3, pp. 992–1018, April 1999.
- [74] R. R. Bodnarchuk and R. B. Bunt, “A synthetic workload model for a distributed system file server,” In Proceedings of ACM SIGMETRICS, pages 50–59, 1991.
- [75] 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.
- [76] S. Saroiu, P. K. Gummadi and S. D. Gribble, “A Measurement Study of Peer-to-Peer File Sharing Systems,” In Proceedings of Multimedia Computing and Networking, January 2002.
- [77] S. Sarvotham, R. Riedi, and R. Baraniuk, Connection-level Analysis and Modeling of Network Traffic, In Proceedings of ACM SIGCOMM Internet Measurement Workshop, San Francisco, November 2001.
- [78] D. Satoh, H. Ohara, T. Abe, and H. Yokoi: “Traffic and QoS Monitor: ATM Probe,” NTT Review, Vol. 14, no. 4, pp. 37–40, 2002.

- [79] S. Sen and J. Wang, “Analyzing Peer-to-Peer Traffic Across Large Networks,” In Proceedings of ACM SIGCOMM Internet Measurement Workshop, Marseilles, France, November 2002.
- [80] SINET (学術情報ネットワーク) ,
<http://www.sinet.ad.jp/>.
- [81] 総務省 , “次世代 I P インフラ研究会 第一次報告書 バックボーンの現状と課題 , ” 2004 年 6 月 , http://www.soumu.go.jp/s-news/2004/040608_3.html
- [82] STAR TAP,
<http://www.startap.net/>.
- [83] I. Stoica, S. Shenker, and H. Zhang, “Core-stateless fair queueing: Achieving approximately fair bandwidth allocations in high-speed networks,” In Proceedings of ACM SIGCOMM, September 1998.
- [84] M. S. Taqqu, V. Teverovsky and W. Willinger, “Estimators for long-range dependence: an empirical study”, *Fractals*, Vol. 3, No. 4, pp. 785–788, 1995.
- [85] tcpdump/libpcap,
<http://www.tcpdump.org/>.
- [86] K. Thompson, G. J. Miller, and R. Wilder, “Wide-area internet traffic patterns and characteristics,” *IEEE Network*, vol. 11, no. 6, pp. 10–23, November/December 1997.
- [87] Widely Integrated Distributed Environment project,
<http://www.wide.ad.jp/>.
- [88] W. Willinger, V. Paxson and M. S. Taqqu, “Self-Similarity and Heavy Tails: Structural Modeling of Network Traffic,” *A Practical Guide To Heavy Tails: Statistical Techniques and Applications*, Birkhauser, Boston, pp. 27–53, 1998.
- [89] W. Willinger and M. S. Taqqu, “Self-similarity through high variability: statistical analysis of ethernet LAN traffic at the source level”, *IEEE/ACM Transactions on Networking*, February 1997.

-
- [90] Y. Zhang, L. Breslau, V. Paxson, and S. Shenker, “On the Characteristics and Origins of Internet Flow Rates,” In Proceedings of ACM SIGCOMM, pp. 309–322, August 2002.
- [91] “Zipf Curves and Website Popularity,”
<http://www.useit.com/alertbox/zipf.html>.

謝辞

本研究の遂行にあたり，博士後期課程への社会人入学を快く御引受け頂き，日頃より熱心に御指導を頂いている後藤滋樹教授に深く感謝致します．また，本研究の完成度を高めるべくご指導を頂きました中島達夫教授，山名早人教授に感謝致します．

NTT 入社以来，現在に至るまで継続的に研究の指導を頂くと共に，研究業務に専念する貴重な環境を提供して頂いた NTT サービスインテグレーション基盤研究所の川原亮一主任研究員，NTT 情報流通プラットフォーム研究所の内藤昭三主任研究員に感謝致します．NTT サービスインテグレーション研究所の内田真人研究員，NTT Multimedia Communication Laboratories の Dr. Jianping Pan，NTT 情報流通プラットフォーム研究所の石橋圭介研究主任の諸氏には日頃から有益なディスカッションをして頂くと共に，多数の貴重なアドバイスやコメントを頂きました．ここに感謝致します．

インターネットトラフィックの計測・データ取得にあたっては，OCN-SINET に関しては国立情報学研究所の浅野教授，松方教授，NTT サービスインテグレーション基盤研究所の魚瀬主幹研究員，WIDE インターネットバックボーン回線のトラフィックデータに関しては IJ 研究所の長健二郎氏，Internet2 その他超高速回線のパケットトレースデータを公開した NLANR PMA プロジェクトの諸氏，NTT 研究開発センタのトラフィックデータ取得にあたって御協力を頂いた NTT 武蔵野通研情報サービスセンタの諸氏，早稲田大学ネットワーク，APAN のネットワーク計測・分析にあたり御協力を頂いた後藤研究室 OB 志賀靖夫氏，加藤淳也氏，同研究室修士課程岡部吉彦氏，早稲田大学ネットワークの計測・機器の設置にあたって御尽力頂いた早稲田大学メディアネットワークセンターの伊藤氏，以上の各諸氏に多大なる御協力・御貢献を頂きました．ここに感謝致します．

また，博士後期課程への社会人入学および通学を許可して頂いた NTT 情報流通プラットフォーム研究所の大西浩司前所長，後藤厚宏主席研究員，外山勝保主幹研究員，NTT サービスインテグレーション基盤研究所の阿部威郎主幹研究員に感謝致します．NTT 情報流通プラットフォーム研究所の高橋克己主幹研究員と NTT ネットワークサービス研究所の池川隆司主幹研究員には社会人入学の道を選択する上で貴重なコメントとアドバイスを頂きました．ここに感謝致します．

最後に研究と学業への理解，そして生活基盤の面で多大なサポートと，継続的な励ましを頂いた家族—とりわけ妻の麻美に心から感謝します．彼女の深い理解と数々の献身的なサポートなくして本研究を完成させることはできなかった．

研究業績

査読付学術論文

- [A-1] Tatsuya Mori, Masato Uchida and Shigeki Goto, “On the Flow Analysis of the Internet Traffic: Web vs. P2P,” Systems and Computers in Japan (採録決定, 2005 年発行予定).
- [A-2] Tatsuya Mori, Ryoichi Kawahara, Shozo Naito and Shigeki Goto, “On the Characteristics of Internet Traffic Variability: Spikes and Elephants,” IEICE Transactions on Information and Systems, Vol. E87-D No. 12, pp. 2644-2653, December 2004.
- [A-3] 森達哉, 内田真人, 後藤滋樹, インターネットトラフィックのフロー分析: Web と P2P の比較, 電子情報通信学会論文誌, Vol.J87-D-I, No.5, pp. 561-571, 2004 年 5 月.

査読付き国際会議・ワークショップ

- [B-1] Tatsuya Mori, Masato Uchida, Ryoichi Kawahara, Jianping Pan and Shigeki Goto, Identifying elephant flows through periodically sampled packets, Proceedings of ACM SIGCOMM/USENIX Internet Measurement Conference (IMC 2004), Taormina, Italy, October 2004.
- [B-2] Tatsuya Mori, Ryoichi Kawahara, Shozo Naito and Shigeki Goto, “On the Characteristics of Internet Traffic Variability: Spikes and Elephants,” Proceedings of IEEE/IPSJ Symposium on Applications and the Internet (SAINT 2004), pp. 99-106, Tokyo, Japan, Jan. 2004
- [B-3] Tatsuya Mori, Detecting abusive traffic flows in very high-speed networks, The Joint Workshop of the Core University Program and JSPS 163rd Committee on Next Generation Internet Technology, Daejeon, Korea, Nov. 2004.

口頭発表

- [C-1] 森達哉, 内田真人, 川原亮一, 後藤滋樹, “サンプルパケットによって構成されるフロー統計の評価,” 2004 年電子情報通信学会ソサイエティ大会 BS-3-1, 2004 年 9 月.
- [C-2] 森達哉, 内田真人, 川原亮一, ジャンピン・パン, 後藤滋樹, “Identifying elephant flows from sample packet stream,” , 電子情報通信学会技術研究報告 IN-2004-32, pp.31-37, 2004 年 7 月.
- [C-3] 森達哉, 内田真人, 川原亮一, 後藤滋樹, “サンプルしたパケットからエレファントフローを特定する方法,” 電子情報通信学会技術研究報告 NS-2004-13, pp.17-20, 2004 年 4 月.
- [C-4] 森達哉, 内田真人, 川原亮一, 後藤滋樹, “パケットサンプリングを用いたエレファントフローの特定手法,” 2004 年電子情報通信学会総合大会 B-7-117, 2004 年 3 月.
- [C-5] 森達哉, 亀井聡, 大井恵太, “P2P トラヒックの測定と特性評価,” 2003 年電子情報通信学会ソサイエティ大会 SB-3-1, 2003 年 9 月.
- [C-6] 森達哉, 川原亮一, 内藤昭三 “フローレート分布のパレート則とトラフィック流量変動の関係について,” 2003 年電子情報通信学会総合大会 SB-4-2, 2003 年 3 月.
- [C-7] 森達哉, 川原亮一, 内藤昭三, “Analysis of Non-Gaussian Nature of Network Traffic,” “ 2002 年電子情報通信学会総合大会 SB-13-5, 2002 年 3 月.
- [C-8] 森達哉, 川原亮一, 内藤昭三, “Per-time-block フロー統計に着目したネットワークトラフィック解析,” 電子情報通信学会技術研究報告 IN2001-180, pp.1-8, 2002 年 3 月.
- [C-9] 森達哉, 川原亮一 “A Study on the Difference in Marginal Distributions of Network Traffic,” 電子情報通信学会技術研究報告 IN2001-11, pp.1-7, 2001 年 11 月.
- [C-10] 森達哉, 川原亮一 “Is Hurst parameter Sufficient for Evaluating the Performance of Bursty Traffic?,” “ 電子情報通信学会ソサイエティ大会 SB-10-3, 2001 年 9 月.
- [C-11] 森達哉, “同様なハースト指数を持つ自己相似トラフィックの特性の際に関する一考察,” 電子情報通信学会総合大会 B-7-73, 2001 年 3 月.