WWWトラヒックの分析／モデル化とインターネットアクセスネットワーク設計への適用に関する研究

名　部　正　彦

大阪大学　大学院基礎工学研究科

1999年1月

WWWトラヒックの分析／モデル化とインターネットアクセスネットワーク設計への適用に関する研究

名部 正彦

大阪大学 大学院基礎工学研究科

1999年1月

内容梗概

WWW (World Wide Web) の利用を中心としてインターネットは産業社会だけでなく市民社会にも急速に浸透している．その結果、急増するインターネットトラヒックに対応するためにインターネットインフラの増強，特に通信回線の大容量化が不可欠になっている．そのため，近年，様々な大容量通信技術が実用化されている．例えば主要プロバイダを結ぶ基幹中継線の増強には，SDH (Synchronous Digital Hierarchy) 光端局の適用が効果的である．一方，アクセスネットワークでもケーブルモデムやADSL (Asymmetric Digital Subscriber Line) 等，従来の電話回線に比して飛躍的な伝送容量を持つ装置が次々と実用化されている．しかしながら，これらのインフラ増強に係るコストが依然として大きいため，ユーザの要求を満足させつつ，可能な限り効率的なネットワークを設計する手法が必要となる．

品質が高く，かつ効率的なインフラを設計するためには，必要なネットワーク資源をできるだけ正確に推定する必要がある．このためにはトラヒック特性の把握が不可欠であるが，インターネットでもっとも大きな割合を占めるWWWのトラヒック特性はこれまで十分に明らかにされていない．とくにWWWはテキスト，画像，音声，映像など複数のメディアを取り扱うため，これを考慮したトラヒックモデルが必要である．また，ネットワークの高品質化を目指した場合，その平均的な振る舞いだけでなく，例えば遅延時間を指標とした場合には，そのばらつき（分布）の評価が不可欠となる．なぜなら，帯域予約機能を持たないインターネットでは，非常に大きな遅延が発生する可能性があり，これは全体から見ると確率的に小さい事象であっても，ユーザの満足度に大きな影響を与えるからである．

そこで本研究では，インターネットアクセスネットワークにおけるWWWトラヒック特性の分析とモデル化をまず行っている．そのために，４つの異なるサーバのアクセス記録を分析し，WWWトラヒックの基本的な特性について明らかにしている．その結果，特にトラヒックの発生頻度を意味するリクエストの発生間隔と，１回あたりの伝送量を意味するドキュメントサイズについて，(1) リクエスト間隔はネットワーク設計で重要となる最繁忙時間においては指数分布に従うこと，(2) ドキュメントサイズは指数分布に比して，よりすその部分の長い対数正規分布に従うことを明らかにした．これらの事実は，遅延時間の平均値が同一であっても，実際のネットワークでは，従来の指数分布に基づくモデルに比して大きな遅延が発生する確率が増えることを意味しており，ネットワークの高品質化を目指した場合十分考慮すべき要因となる．

ついで，分析結果に基づき，アクセスネットワークをM/G[log-normal]/1/PS(Processor Sharing)待ち行列システムでモデル化し，その妥当性を検証している．具体的には，実際のアクセス記録を入力とするトレースデータ駆動型シミュレーションとの比較を行い，その結果，本モデルが遅延時間の平均値だけでなく，その分布まで正確に再現できることが明らかになった．すなわち，本研究で示したモデル化手法により，ドキュメント転送に関する品質を満たすべきアクセス回線の容量が導出できる．

一方，現在のインターネットアクセスネットワークでは遅延時間（WWW ドキュメントの応答時間）を短縮するために様々な手法が用いられている．特にプロキシサーバでドキュメントのキャッシングを行う方法は，低コストで実装が容易なことから，ほとんどのアクセスネットワークで適用されている．この場合，プロキシサーバにキャッシュされていないWWW ドキュメントのみがインターネットアクセスネットワーク上において転送されることになる．そこで本研究では，キャッシュを有するアクセスネットワークに対するM/G/1/PS モデルの適合性について検証し，その一般性についても確認している．具体的には，キャッシュの振る舞いをシミュレートすることによりミスヒットドキュメント（キャッシュヒットせず，実際にネットワークを介して伝送されるドキュメント）を対象として再度WWW トラヒックの分析とモデル化を行った．その結果，モデルのパラメータは変化するものの，提案したモデルがキャッシュを有するアクセスネットワークに対してもよく適合し，正確な遅延時間分布を与えることを明らかにした．

提案したトラヒックモデルを実際のネットワーク設計に適用するには事前にパラメータを推定する必要がある．特にキャッシュ容量等，ネットワーク諸元の変化に応じてパラメータが決定できることが本手法において重要となる．そこで，最後にキャッシュ容量とシステムパラメータの関係を明らかにし，提案モデルを実際のネットワークに適用する際の問題点について論じている．

関連発表論文

学術論文誌

1. 名部 正彦, 馬場 健一, 村田 正幸, 宮原 秀夫, “インターネット・アクセスネットワーク設計のためのWWW トラヒックの分析とモデル化,” 電子情報通信学会論文誌, Vol. J80-B-I, No. 6, pp. 428–437, June 1997.
2. 名部 正彦, 村田 正幸, 宮原 秀夫, “キャシングを考慮したWWWトラヒックの分析とモデル化,” 電子情報通信学会論文誌, Vol. J81-B-I, No. 5, pp. 325–334, May 1998.
3. M. Nabe, M. Murata, and H. Miyahara, “Analysis and Modeling of WWW Traffic for Designing Internet Access Lines (extended version),” to appear in *Perfomance Evaluation*, 1998.

学術研究集会会議録

1. M. Nabe, K. Baba, M. Murata, H. Miyahara, “Analysis and Modeling of WWW Traffic for Designing Internet Access Networks,” in *Proceedings of ITC-CSCC '97*, Vol. 1, pp. 517–523, May 1997.
2. M. Nabe, M. Murata, H. Miyahara, “Analysis and Modeling of WWW Traffic for Designing Internet Access Lines,” in *Proceedings of SPIE Conference on Performance and Control of Network Systems*, pp. 2–12, November 1997

学術研究集会報告

1. 名部 正彦, 馬場 健一, 村田 正幸, 宮原 秀夫, “World-Wide-Web におけるユーザトラヒックの分析,” 電子情報通信学会技術研究報告 (SSE96–90), pp. 91–96, September 1996.
2. 名部 正彦, 馬場 健一, 村田 正幸, 宮原 秀夫, “WWW トラヒックの分析とキャッシュを考慮したアクセスネットワークの性能評価,” 電子情報通信学会技術研究報告 (CQ96–18), pp. 9–16,

August 1996.

3. 名部 正彦, 馬場 健一, 村田 正幸, 宮原 秀夫, "WWW トラヒック特性を考慮したアクセスネットワークの設計に関する検討," 電子情報通信学会技術研究報告 (SSE96–141), pp. 73–78, December 1996.

4. 名部 正彦, 住田 義明, 馬場 健一, 村田 正幸, 宮原 秀夫, "キャッシュを有するネットワークのWWWトラヒック特性," 電子情報通信学会技術研究報告 (SSEE97–18), pp. 67–72, April 1997.

目 次

図目次

表 目 次

第1章　序論

本章では，まずインターネットトラヒックに関する研究動向について概括し，ついでほとんどのアクセスネットワークで採用されているドキュメントキャッシングに関する研究動向について説明する．最後に，これらの研究における課題と対照させつつ，本研究の内容について述べる．

1.1　インターネットトラヒックの分析とモデル化に関する研究動向

インターネットが急成長を遂げている．1995 年には約 200 万人と推定されたインターネットユーザはわずか 1 年後には約 3 倍の 500 万人に達し，1997 年末には約 1,000 万人，2000 年には 3,000 万人に達すると予想されている．また，インターネットプロバイダも 1995 年には約 300 社であったものが，1996 年末には約 1,600 社，1997 年末には 2,000 社近くに急増している [1, 2].

このようなインターネットユーザの急増に伴い，インターネット上を伝送されるトラヒックも増加の一途をたどっている．このため，最近では様々なレベルで大容量通信技術が実用化されつつある．たとえばバックボーンレベルでは，SDH (Syncrous Digital Higheracy) 光端局の技術が成熟しつつあり，アクセスネットワークでもケーブルモデムや ADSL (Asynmetric Digital Subscriber Line) といった，従来の電話回線に比して飛躍的な大容量通信を可能とする技術が出現している．しかしながら，これらの通信インフラ増強にかかるコストが依然として高価なことから，ユーザの要求を満足しつつ，可能な限り経済的にネットワークを設計する手法が重要となっている．

品質の高いインフラを設計するためには，必要なネットワーク資源を正確に推定する必要がある．このためにはトラヒック特性の把握が不可欠であり，これまで様々なインターネットトラヒックに関する研究が行われてきた．以下ではこれらの内容を概括すると共に，その問題点について述べる．まず，Paxson らは，各サイトとインターネットバックボーンを結ぶアクセス回線上の IP パケットの振る舞いについて検討を行っている [3]．その結果，よく用いられる指数分布が実際のパケット発生間隔の分布と大きく異なることが明らかにされている．しかしながら，ネットワーク設計に用いられるユーザの要求品質はアプリケーションレベルで定義される（例えば Web ドキュメントのレスポンスタイム）．このため，IP レベルのパケットの振る舞いが明らかになっても，その結果をネットワーク設計に直接適用することはできない．このため，Paxson らは [4] で telnet や ftp, smtp, nntp 等のアプリケーションを対象とし，TCP コネクションの発生間隔や，1 コネクションあたりの伝送バイト数の分布について詳細な検討を行っている．その結果，これらの確

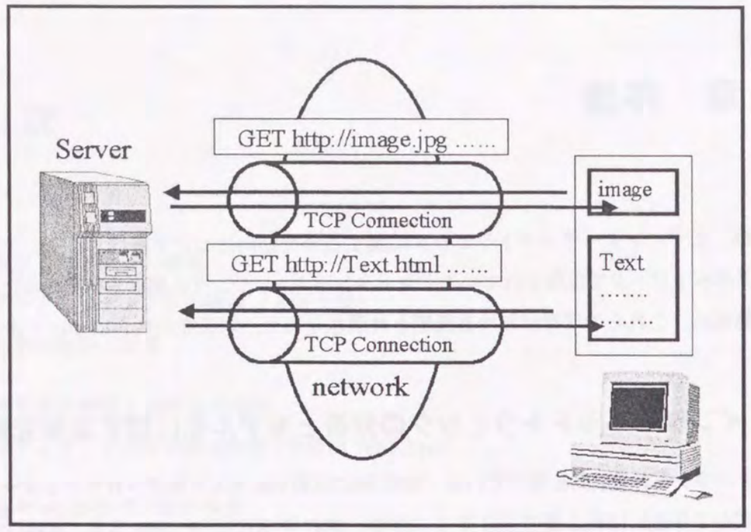

図 1.1: HTTP によるドキュメント伝送

率変数が対数正規分布に代表される「すその部分の長い分布 (heavy-tailed distribution)」でうまく近似できることが明らかになっている．しかしながら，WWW に代表される新たなアプリケーションの出現により，インターネット上の主要トラヒックは，メール等のテキストベースのものから，画像，音声，映像を含むマルチメディアトラヒックに移り変わりつつある．

以下で WWW トラヒックに関する研究について述べる前に，まず WWW の特徴について簡潔に説明する．WWW は HTTP (Hyper Text Transfer Protocol) と呼ばれるプロトコルを用いてホームページ等のマルチメディアドキュメントを伝送する．マルチメディアドキュメントは，HTML (Hyper Text Makeup Language) で記述されており，複数のテキストや画像，音声，映像等で構成されている．以下ではこれらの構成要素を単にドキュメントと称する．HTTP はこのマルチメディアドキュメントを，個々のドキュメントに分けて独立に伝送する．具体的な手続きは，以下のような簡略なものである (図 1.1)．まず，クライアントが GET リクエストを用いて，ドキュメントの識別子である URL (Uniform Resouce Locater) をサーバに送信する．次いで，クライアントが指定したドキュメントを保持するサーバは，これをクライアントに返信する．注意すべきは，これら一連の通信に先立ちドキュメント毎に別の TCP コネクションが設定され，各ドキュメントの送信終了毎にコネクションが破棄される点にある．インターネットトラヒックは，TCP コネクションの発生間隔と 1 コネクションあたりの伝送バイト数で定義することができるから，WWW

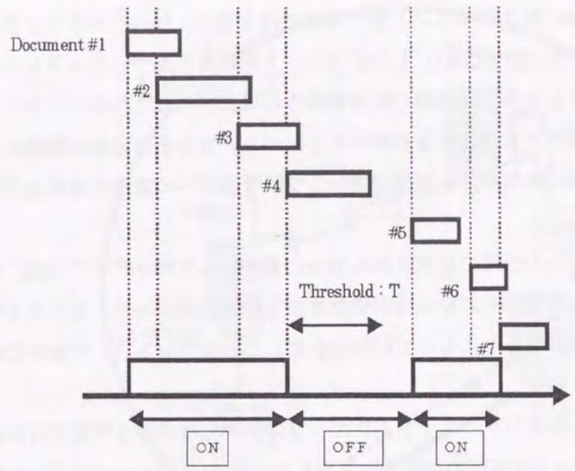

図 1.2: リクエスト発生プロセスのオン–オフモデル

トラヒックは，リクエストの発生間隔とドキュメントサイズによって定義できることとなる．

近年，サーバの利用記録を用いて数多くの研究が行われているが，そのほとんどは WWW サーバへのアクセスパターンを調べたものであり [5, 6, 7]，ユーザが発生する WWW トラヒックに関する研究は多くない．Crovella らは，クライアントのアクセス記録を用いて WWW のドキュメントサイズについて調べ，これがパレート分布でうまく近似できることを示している [8]．一方 Deng は，同様にクライアントベースのアクセス記録を用いて，リクエストの発生プロセスについて検討を行っている [9]．Deng は，これを一定時間以上リクエストが発生しない期間と残りの期間にわけ，前者を OFF 期間，後者を ON 期間とする ON–OFF モデルと仮定している．そして，この OFF 期間が同じくパレート分布でうまく近似できるとしている (図 1.2)．

パレート分布は分散が無限大で，すその部分が長い分布，いわゆる “heavy-tailed distribution” であり，トラヒックの自己近似性の原因とされている [10, 11] ことから，これらの結果は興味深いものである．しかしながら，これらの研究には以下の問題点がある．まず第一に，これらの結果は WWW トラヒックの特性の一部を示すにすぎない．実際，[8] の結果はドキュメントサイズのすその部分，具体的には数 kbyte 以上のドキュメントにのみ，あてはまるものである．第 2 章で示すように WWW のドキュメントは画像やテキスト等，小さなドキュメントが大半を占めるため，これらのドキュメントは全体の約半数にすぎない．また [9] でも，OFF 期間を「一定時間以上リクエストが発生しない期間」と定義している．このことは，対象となるリクエスト間隔に下限を設けることとなり，やはり，分布のすその部分に限定した結果であるといえる．

第二の問題点は，これらの研究がクライアントベースのアクセス記録を利用している点にある．実際のネットワークでは，各クライアント毎の回線ではなく，これらのトラヒックが重畳される中継回線がボトルネックとなりやすい．したがって，上記結果に基づいてトラヒックモデルを構築しても，ボトルネックとなる中継回線の設計を行うには，さらにこれらのトラヒックが重畳された場合のトラヒックモデルを構築する必要が生じ，パレート分布の分散が無限大であることを考慮すると，数学的解析は困難で，大規模なネットワーク設計への適用は事実上不可能となってしまう．

第三の問題点は，これらの研究で提案された分布に基づくトラヒックモデルは，実ネットワークとの比較が行われておらず，その妥当性が検証されていない点にある．実ネットワークとの比較に基づくモデルの性能が明らかになっていなければ，これをネットワーク設計に使用することはできない．

以上のように，従来からインターネットトラヒックについては多様な研究が行われているにもかかわらず，インターネットで支配的な割合を占めるWWWのトラヒックモデルを構築するに足る検討は行われていない．1.3では上記の問題点と対比しながら，本研究の内容について詳細に述べる．

1.2 ドキュメントのキャシングに関する研究動向

前述のようにネットワークインフラの増強にかかるコストが非常に高価なことから，実際のネットワークではレスポンスタイム向上のために様々な手法が用いられている．これらの手法は，ドキュメントの分散設置 (delivering)，前読み (prefetching)，キャッシング (caching) に大別することができる．

まず，ドキュメントの分散配置 (delivering) とは，通常１つしかないドキュメントをコピーし，多数のレプリカを複数のサーバ上に分散配置する方法であり，ftpにおけるミラーリングと同等の方法である (図 1.3)．しかしながらWWWドキュメントの分散配置では，さらに工夫が施されている．たとえば[12]では，複数のサーバに同一のデータをコピーしておき，プロキシサーバがクライアントからの要求を動的に振り分ける方法が提案されている．本コンセプトに基づく研究は多く，[13]でも同様の内容が提案されている．しかしながら，この方法の問題点の一つは，同一のドキュメントが複数のサーバ上で保持されるため，サーバ資源が浪費される点にある．さらに，本手法ではドキュメントの一貫性 (コヒーレンス) が問題となる．コヒーレンスとは，データが更新された時に，そのコピーの内容をいかにオリジナルの内容と一致させるかという問題である．本手法ではドキュメントの更新に伴って，その内容をサーバ間で転送する必要があり，これが逆にネットワークの輻輳を引き起こす可能性がある．

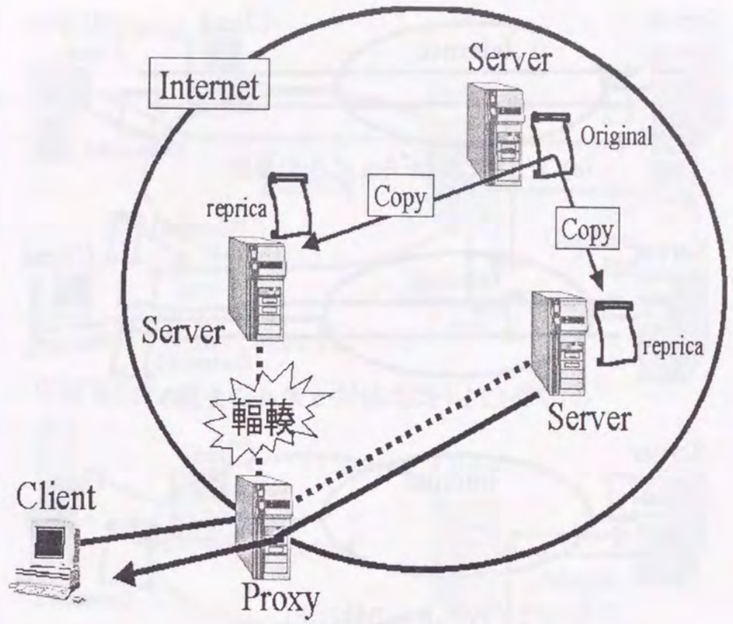

図 1.3: データの分散配置 (delivering)

次に前読み（prefetching) とは，ユーザが次に要求すると思われるドキュメントをあらかじめ伝送しておく方式である (図 1.4)．たとえば[14]では，WWWのドキュメント間にHTML言語によるリンクが張られていることを利用して，ネットワークの負荷が軽い場合には，次に選択される可能性の高いドキュメントを先読みする方法を提案している．さらに[14]では，HTTPが各ドキュメントごとにコネクションを設定し，ドキュメントの通信が終了する毎にそのコネクションを破棄することに着目し，１つのコネクションで複数のデータを伝送する方式（Persistant HTTP) を併せて提案している．これはTCPの“three way handshake”ほかによるオーバヘッドの削減を目的とするものである．この方式の第一の問題点は，先読みすべきドキュメントを推定することが困難なことである．もし，この予想の精度が悪ければ，単にネットワーク資源を浪費することなる．さらに，この先読みをいつ行うかも大きな問題となる．輻輳時に前読みを行えば，さらにネットワーク状態を悪化させる可能性も否定できないからである．

いずれにせよ，これらの手法を適用するにはプロトコルの修正等，ネットワーク全体にかかる変更が必要となり，HTTPの持つ汎用性が失われてしまう可能性がある．このため現在まで，これらの手法は広く採用されるにいたっていない．一方，プロキシサーバで行われるドキュメント

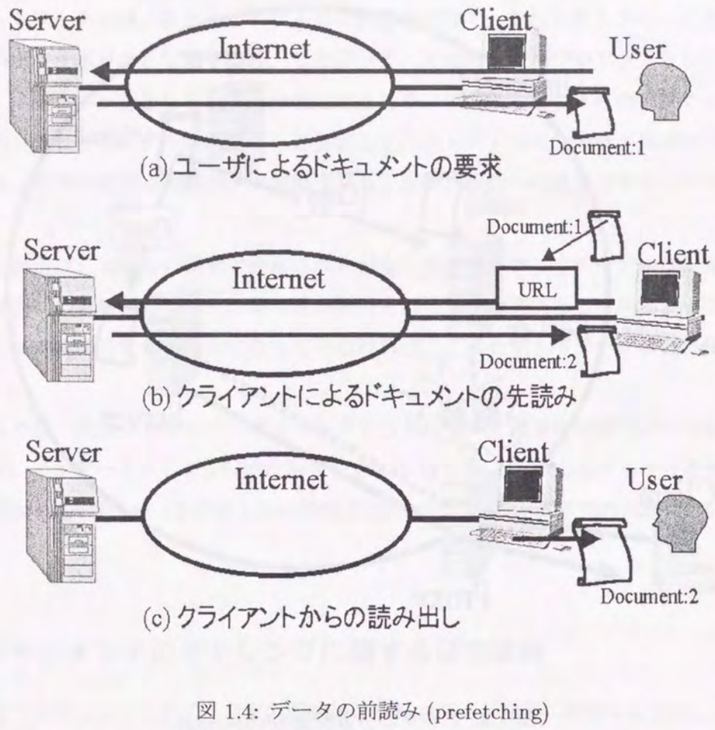

図 1.4: データの前読み (prefetching)

キャッシングは，後述するようにネットワークの使用をローカルに限定し，他のネットワークに影響をおよぼさない．さらに実装も容易で，要するコストも小さいことから，ほとんどのアクセスネットワークで利用されている．ドキュメントキャッシングの原理を図 1.5 に示す．

図に示されているように，通常ドキュメントはサーバから外部のネットワーク，サイト内のネットワークを介してクライアントに伝送される．これに対し，キャッシュを持つネットワークではドキュメントが伝送される度に，そのコピーをプロキシサーバに保存する．そして，再度ドキュメントが要求された場合には，外部のネットワークを使用することなくキャッシュからクライアントにドキュメントを伝送するのである．通常，サイト内は外部のネットワークより高速なネットワークが設置されているため，大幅なレスポンスタイム向上が期待できる．もちろん，キャッシングにもデータの一貫性 (コヒーレンス) に関する問題は存在する．しかしながらキャッシングでは，ユーザ側で明示的にオリジナルのドキュメントを要求することにより，この問題にある程度対処できる．なお，キャッシュはプロキシサーバに設置されるもののほか，WWW ブラウザ自身が持つクライアントキャッシュも存在する．また最近では，ユーザグループごとにキャッシュを置き，さらにその上にグループ間の共有キャッシュを設置するといった階層キャッシュ方式 [15, 16, 17] も提

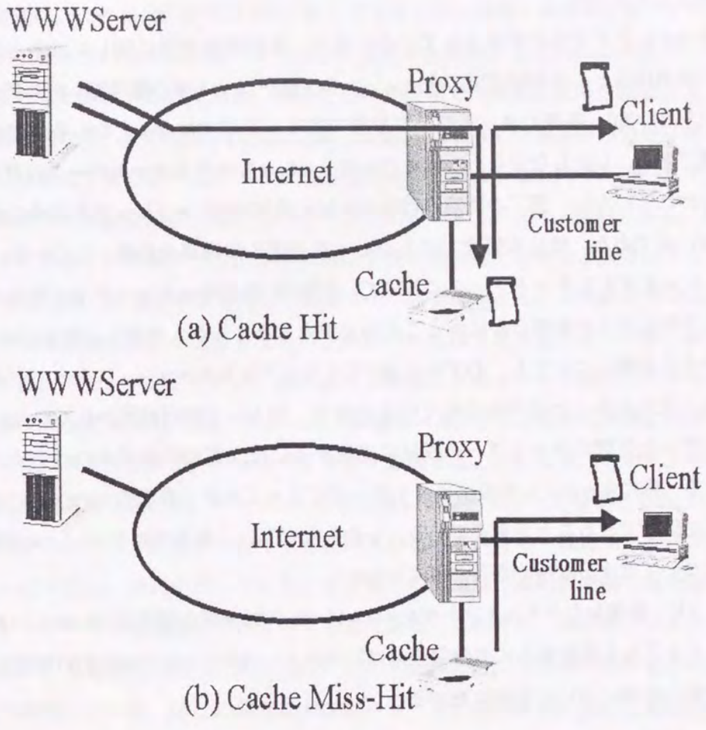

図 1.5: データのキャッシング (caching)

案されている．しかしながら，本研究ではプロキシサーバに設置されているキャッシュを対象としており，他の形態のキャッシュについては考慮しないものとする．

キャッシュの容量が無限でないことから，時間の経過と共にドキュメントで一杯となる．この際，ユーザから新たなドキュメントが要求されれば，何らかの規律に従ってキャッシュ内のドキュメントに優先順位をつけ，重要度の低いものから順に取り除く必要が生じる．この規律を一般にキャッシングポリシーといい，これまでに様々な方法が提案されている [18, 19]．特に [18] では，キャシングポリシーをドキュメントの新しさや大きさ，アクセス回数をキーとする一種のソート問題としてとらえ，これらを組み合わせて，従来提案されてきたキャシング方式を含め，36 通りのキャシング方式の性能評価を行っている．また，Crovella らは，あるドキュメントが 1 度要求されてから，次に同じドキュメントが要求されるまでに，その他のドキュメントが何回アクセスされるかを調べ，この回数が対数正規分布にしたがうとしている．もっとも一般的なキャッシングポリシーは，キャッシュ内滞留時間が長いものからドキュメントを削除するため，本特性を用いれば近

似的にキャッシュのヒット率（全ドキュメントに占めるキャッシュから伝送されたドキュメントの割合）が推定できる [20].

様々なキャッシング方式が提案されている一方で，その性能評価に関しては残された課題が多い．第一の課題はほとんどの研究で，キャッシュの性能がヒット率の観点でしか評価されていない点にある [18, 21, 20]．実際のネットワーク設計ではヒット率ではなく，むしろ遅延時間に対する評価が重要である．しかしながら，これまでにキャッシュを有するネットワークの遅延特性に関する検討は行われていない．第二の問題点はキャッシュが WWW トラヒックに与える影響が明確になっていない点である．特に本研究ではトラヒックモデルの構築を目的としている．このためには，キャッシュを有するネットワークにおいて，WWW のドキュメントサイズやリクエスト間隔がどのよう分布に従うかを明らかにすることが必要となる．しかしながら，キャッシュがトラヒック特性に与える影響についても，わずかに [8] でクライアントキャッシュによってドキュメントサイズの分布が変化することが示唆されているのみで，ほとんど検討が行われていない．また，トラヒックモデルを実際のネットワーク設計に適用するには，事前にモデルのパラメータを決定する必要がある．特にキャッシュ容量はネットワークによって大きく異なるため，この変化に応じてパラメータが決定できることが重要である．しかしながら，これまでにキャッシュ容量とトラヒックの関係については十分な検討が行われていない．

以上のように，従来からドキュメントキャッシュについては多様な研究が行われているが，WWW のトラヒックモデルを構築するに充分な検討は行われていない．1.3 では上記の問題点と対比しながら，本研究の内容について詳細に述べる．

1.3 本研究の内容

本節では，前述した研究の問題点と対比しながら，本研究の内容について述べる

1.3.1 WWW トラヒックの分析

前述したように，従来のインターネットトラヒックに関する研究は telnet や ftp 等を中心に行われており，WWW トラヒックに関する研究については大別して２つの課題が残されている．

第１の課題は，これらの研究がクライアントベースのアクセス記録を用いている点である．当然のことながら，クライアントベースのアクセス記録は，単一のユーザが発生するトラヒックの特性を示すにすぎない．したがって，その分析結果に基づきトラヒックモデルを構築しても，中継回線等の設計を行うためには，これらのトラヒックを重畳させたモデルを再度構築する必要がある．これに対し本研究では，サイト内の全てのユーザの振る舞いをおさめたプロキシサーバのアクセス記録を用いる．具体的には大阪大学情報処理教育センターのアクセス記録を用いており，

これにより，分析結果に基づくモデルを直接中継回線等の設計に使用することが可能となる．

第２の課題は，これまでの研究が WWW トラヒックの一部分，具体的には “すその部分” に限定した分析を行っている点にある．トラヒックモデルを構築するためには当然のことながら分布全体を対象とした分析が必要である．このため，本研究では確率変数の全領域に渡って最適な確率分布関数を求める．具体的な手法としては，文献 [4] で，ftp や telnet の分析に用いられた手法を用いる．詳細は２章で述べるが，本手法の概要は以下のようなものである．まず，数種類の候補となる確率分布関数を用意する．ついでサンプルデータ（アクセス記録）からこれらの関数のパラメータを推定して候補モデルを作成する．最後に得られたモデルと実際のアクセス記録を比較し，χ^2 検定に基づく検定手法を用いて最適なモデルを選定する．本手法を用いる際には，候補となる確率分布関数の選定が重要となるがこれについては２章で述べる．なお，本研究で分析対象としたのは，ドキュメントサイズ，リクエスト間隔とドキュメント毎のアクセス頻度の３つである．前述のように WWW では，リクエスト間隔はコネクションの設定間隔に相当し，ドキュメントサイズはコネクションごとの伝送バイト数を意味する．ドキュメントのアクセス回数はモデルの構築に直接関与しないが，キャッシュの振る舞いを検討する上で重要となる．

また，トラヒックの分析結果でもっとも問題となるのは，その一般性である．本研究ではこの問題を３つに大別し，検討を行っている．まず第一の問題は，本研究で得られた確率分布が他の異なるネットワークでも適用可能かという問題である．このため，本研究ではインターネット上で公開されている複数の WWW サーバのアクセス記録に対して同様の分析を行い，結果の一般性について確認している．第二の問題はサンプルデータの取得時間に関する問題である．ネットワーク上のトラヒックは時間によって大きく変化する．そこで本研究では，観測時間を終日とした場合と最繁忙時間に分けて，それぞれリクエスト間隔の分布を求め，その変化について調べている．この結果，リクエスト間隔については，時間帯によって最適な分布が異なることを示す．第三の問題は，本研究で得られた確率分布が，将来に渡って普遍性を持つかという問題である．今後，WWW では映像や音声等，より大きなサイズのドキュメントが頻繁に取り扱われることが予想され，必然的にトラヒックのメディア比率が大きく変化する．このため，それぞれのメディアに対してもドキュメントサイズに対する分析を行い，結果の将来性について検討する．

分析結果の詳細については次章で述べるが，WWW のドキュメントサイズは指数分布に比して，すその部分の長い確率分布関数に従うことが明らかになった．このことは，遅延時間の平均値が同一であっても，実ネットワークでは，従来の指数分布に基づくモデルに比して大きな遅延が発生することを意味しており，ネットワークの高品質化を目指した場合十分考慮すべき要因となる [22].

1.3.2 WWW トラヒックのモデル化

WWW トラヒックに関する研究のもう一つの問題点は，分析に基づくトラヒックモデルが実際に構築されておらず，またその妥当性も検証されていないことにある．そこで本研究では分析結果に基づき，アクセスネットワークに対するトラヒックモデルを構築する．ここでは，アクセスネットワークの内，各ユーザごとの回線（加入者線）は充分な容量を持つものと仮定して，バックボーンと各サイト間のアクセス回線のみを考慮した．よってアクセスネットワークは単一サーバ待ち行列システムで表現することができる．また，アクセス回線（待ち行列におけるサーバ）の処理規律は，TCP によって複数のコネクション間で帯域が共用されるため，PS(Processor Sharing) を用いた．さらに本研究では，構築したモデルの妥当性を検証するために，トレースデータ駆動型シミュレーションとの比較を行っている．トレースデータ駆動型シミュレーションとは，実際のアクセス記録を入力として，ネットワークの挙動をシミュレートするもので，実ネットワークの振る舞いを忠実に再現することができるものである．なお，妥当性評価の際，その指標として遅延時間の平均値だけなく，遅延時間分布を用いた．なぜなら，帯域予約機構を持たないインターネットでは，希少事象として非常に大きな遅延が発生する可能性があり，これは全体から見ると確率的に小さい事象であっても，ユーザの満足度に大きな影響を与えると予想されるからである．このため，3 章では，提案したモデルが遅延時間の平均値だけでなく，遅延時間分布についても正確に再現できることを示す．また，さらに提案したモデルと従来よく用いられてきた M/M/1/PS モデルとの比較を行い，M/M/1/PS が誤りをおかす領域についても考察する [23, 24].

また，提案モデルを用いてネットワークを設計する場合，その指標はドキュメントの伝送に要する遅延時間となる．しかしながら，次章で示すように WWW トラヒックでは，メディア種別によってドキュメントサイズが大きく異なる（例えば，テキストファイルの平均値は 5.4kbyte であるのに対し，映像ファイルの平均値は 851.8Kbyte となっている）．このようなトラヒックにおいては，設計指標として全メディアに一律の遅延時間を課すのではなく，メディアごとに異なる品質指標を設定して設計を行う方が自然である．また，ネットワーク容量に余裕のない場合には，テキストのような小さなドキュメントだけでも遅延時間を保証したいというような場合もありうる．そこで本研究ではドキュメントサイズと遅延時間の関係を解析的に導出し，これを用いてメディアサイズを考慮した設計についても検討を行う．なお，ここでも提案モデルと M/M/1 モデルの比較を行い，提案モデルの優位性と M/M/1/PS モデルの問題点を示す [23, 25].

1.3.3 キャシングを考慮した WWW トラヒックの分析とモデル化

従来のドキュメントキャシングに対する研究の問題点の一つは，ヒット率を中心とする性能評価しか行われていないことである．これに対し，まず本研究では 3 つの代表的なキャシング方式

を選定し，ネットワーク設計で不可欠な遅延時間に対する評価を行う．具体的にはアクセス記録を時系列を保ちながら，シミュレーションプログラムの入力とし，キャッシング方式についてもシミュレートすることとした．この結果に基づき，まず遅延時間の観点から優れたキャシング方式が明らかになる．さらに，キャッシュを有するネットワークとキャッシュを持たないネットワークの遅延時間分布について比較を行い，キャッシュを用いた場合は，回線容量を増やして平均遅延時間を等しくした場合に比べ，より大きな遅延が発生する確率が高いことを示す [26, 27]．このことは，キャッシュによって見かけ上性能が向上しても（平均遅延時間が小さくなっても），それに比例してユーザの満足度が上がらない可能性があることを意味しており，品質の高いネットワークを設計するためには充分考慮すべき要因となる．

次いで，第 2 の問題点はキャッシュが WWW トラヒックに与える影響が検討されていない点にある．本研究の目的はアクセスネットワークに対するトラヒックモデルの構築である．また，現在ほとんどのアクセスネットワークでプロキシサーバによるドキュメントキャシングが採用されていることから，この影響を把握することは必須となる．具体的には，プロキシサーバの利用記録に基づくシミュレーションでミスヒットドキュメント（キャッシュヒットせず，実際のネットワークを介して伝送されるドキュメント）を求め，キャッシュを考慮しない場合と同様，最適な確率分布関数を求める．この結果，確率分布関数のパラメータは変動し，分布のすその部分が拡大する傾向にあるが，分布関数自身は変化しないことを示す．また，さらに提案モデルの妥当性を確認するため，求めた新たな分布関数を用いてトラヒックモデルを再度構築する．ここでもキャッシュを考慮しない場合と同様，トレースデータ駆動型シミュレーションとの比較を通して提案モデルの妥当性を再度検証する．この結果，キャッシュを有する一般的なネットワーク環境でも提案モデルは，正確な遅延時間分布を与え，有効であることを示す [26, 28].

第 3 の問題点は，キャッシュ容量と WWW トラヒックの関係が明らかになっていない点である．特に本研究で提案するモデルを，実際のネットワーク設計に適用する際には，事前にモデルのパラメータを決定する必要が生じる．キャッシュ容量はネットワークによって大きく変動する可能性が高いから，これに応じてモデルパラメータが決定できることは重要である．このため，最後にキャッシュ容量を変化させてモデルパラメータを求め，分布の変化について検討すると共に，本モデルを実ネットワーク設計に適用する際の問題点について論じる．[26, 29, 30].

1.3.4 まとめ

本章では，まずインターネットトラヒックおよびドキュメントキャシングに関する研究についてまとめ，トラヒックモデルの構築/ネットワーク設計の観点から，その問題点を整理した．次章以降では，これらの問題と対照させながら，1.3 節で紹介したように (1) WWW トラヒックの分析, (2) WWW トラヒックのモデル化, (3) キャッシュを有するネットワークの WWW トラヒック

特性の順に研究結果の詳細について述べる．

第2章　WWWトラヒックの分析

本章ではトラヒックモデルの構築を目的としてWWWトラヒックの分析を行い，その特性について論じる．トラヒックモデルの構築にはWWWのドキュメントサイズとリクエスト間隔に関する分析が必須となる．なぜなら，HTTPでは各ドキュメントへのリクエストが発生する毎に，それぞれコネクションを設定し，これを用いて1つのドキュメントを伝送した後，当該コネクションを破棄するからである．また本章では，これに加えてドキュメントのアクセス頻度について分析する．本特性はトラヒックモデルの構築には不要であるが，キャッシュの特性を検討する際に重要となる．また，分析を行うにあたり問題となるのは結果の一般性である．そこで本研究は複数の異なるサーバの利用記録を用いて分析を行う．分析の手法には `telnet` や `ftp` のトラヒックを分析した文献 [4] の手法を用いる．これは対象となる分布を確率分布関数として表現することにより分析を行うものである．まず，候補とする確率分布関数のパラメータをサンプルデータから推定してモデルを作成し，次に最適なモデルを文献 [31] の方法によって判定するものである．以下では，まず使用したデータについて説明し，次に分析手法について詳細に説明する．最後に分析対象と結果について詳しく述べる．

2.1　使用したデータの概要

本節では，まず分析に使用したデータについて説明する．使用したデータは，複数のサーバの利用記録から抽出した．これらのデータの概要を表2.1に示す．この内，本研究で主として分析に使用したのは (I) および (II) の大阪大学情報処理教育センターにおける “delegate” [32] を用いたプロキシサーバの利用記録である．本ソフトウェアは，大阪大学の約550台のホストのHTTPセッションを全て中継しており，利用記録には，ユーザが行った学内および学外のサーバに対する全てのアクセス記録が含まれている．本サーバの利用記録の一例を図2.1に示す．delegateの利用記録の基本構成は，“Common log-file format”にしたがうものであり、その概要は以下のようなものである．まず括弧で囲まれているのが，リクエストの発生時刻である．図はデータ (I) の取得に用いたオリジナルの delgate の利用記録を示しているが，このアクセス記録では時刻が秒単位となっている．しかしながら，最繁忙時には1時間あたり約1万リクエストが発生しており，リクエスト間隔について分析する際に精度不足となる．このため，本研究ではプログラムに変更を加え，(II) のデータ取得時にはマイクロ秒単位で時刻が得られるようにした．次に，時刻に続

表 2.1: 使用したデータの概要

No	サイト名	期間	リクエスト数 (回)	伝送バイト (Mbyte)
(I)	Osaka.Univ.	96.5.7〜6.28	2,157,248	20,057
(II)		96.11.7〜11.26	1,211,759	11,992
(II)	Clarknet	95.8.28〜9.3	1,517,897	14,460
(III)	NASA	95.8.1〜8.31	1,415,311	26,832
(VI)	Calgary.Univ	94.10.3〜10.11	567,852	7,958

```
[26/Jul/1994:11:08:36] "GET http://www.bu.edu/Home.html HTTP/1.0" 200 1877
[26/Jul/1994:11:08:40] "GET http://www.bu.edu/course.thml HTTP/1.0" 200 984
[26/Jul/1994:11:08:41] "GET http://www.bu.edu/cgi-bin/finger HTTP/1.0" 200 1000
[26/Jul/1994:11:08:43] "GET http://www.zyxel.com/zyxel.gif HTTP/1.0" 200 1500
[26/Jul/1994:11:08:43] "GET http://www.zyxel.com/zyxel.html HTTP/1.0" 200 1500
[26/Jul/1994:11:08:43] "GET http://B:80/xxxxxx/top.html HTTP/1.0" 200 1400
[26/Jul/1994:11:08:44] "GET http://B:80/xxxxxx/logo.gif HTTP/1.0" 200 1243
[26/Jul/1994:11:08:44] "GET http://B:80/xxxxxx/myself.jpg HTTP/1.0" 200 3542
```

図 2.1: delegate による利用記録

くのが HTTP の GET リクエストの内容である．これにはユーザが要求したドキュメントの URL がそのまま含まれている．次に続くのは HTTP の状態コード (status code) である．また，行の最後にはドキュメントのサイズが示されている．したがって，この利用記録を用いることにより，ドキュメントの大きさ，発生時刻，種別など，ユーザの挙動に対する全ての情報を把握することができる．なお、実際の利用記録では本記録の前にリモートホスト名，ログイン名が記録されているが、本図ではこれを省略している．

(I) 大阪大学におけるデータについて，観測期間中の伝送バイト数の推移を図 2.2 に示す．図 2.2 から，伝送バイト数は周期的に変化して，休日の伝送バイト数が極端に低くなっていることがわかる．これは休日には，管理者を含む一部のユーザのみがホストを利用しているためである．そこで，このような特定のユーザの挙動をデータから除外するため，以下の分析では対象データから該当する週末のデータを取り除いている．なお，GET リクエスト自体の伝送容量（クライアントからサーバへ向かうトラヒック）は，全体の 1 %に満たないため，本研究では，GET リクエストに対するレスポンスのみを分析の対象としている．なお，利用記録には学内および学外のサーバに対する全てのアクセス記録が含まれているが，大阪大学内のサーバに対するアクセスの割合はリクエストで 14%，伝送量で 13%となっている．一方，(III)〜(V) はインターネット上の “Internet-Traffic-Archive” [33] から入手したものであり，それぞれ Clark-Net(インターネットプ

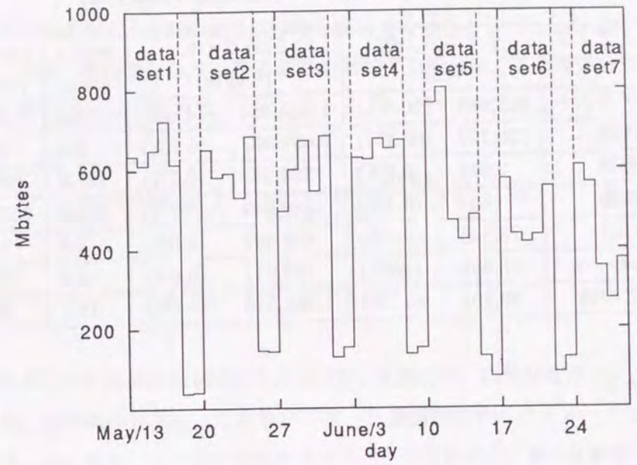

図 2.2: 伝送バイト数の推移

ロバイダ), NASA および Calgary 大学の WWW サーバのアクセス記録である．ただし，これらのアクセス記録は (I),(II) とは異なり，各サイトの WWW サーバに対する外部からのアクセスを記録したものである．1.3 節で述べたように，トラヒックの分析においては結果の一般性がもっとも重要となる．このため，本研究では (III)〜 (V) のドキュメントサイズについても同様の分析を行い，大阪大学で取得したデータの一般性について確認することとする．

次に，(II) についてメディア別の構成を表 2.2 に示す．表中の 95%サイズとは，そのサイズ以下のドキュメント数が全体の 95% を占めるようなサイズを意味する．メディアの分類は，URL に含まれるファイルの拡張子やディレクトリ名を参照して行った．具体的には，テキスト，画像，音声，映像の各メディアは “.html”, “.gif”, “.au”, “.mpg” といった特有な拡張子から識別し，CGI は “cgi-bin” などのディレクトリ名から判断している．なお，圧縮形式のファイルは特定のメディアに分類できないので，ここでは，各メディアに含めず，まとめて別掲している．メディア別の構成を見ると，gif ファイル等の画像がリクエスト回数で 60.2%，伝送バイト数で 55.8%を占めており，ついでテキストが多い．なお，画像ファイルの平均値が 9.2Kbyte となっており，サイズが小さすぎる印象を与えるが，これは文章の装飾に用いられる簡易な図形（例えば “ball.gif”）等が全て画像として整理されるためである．一方，音声，映像のリクエスト数はあわせて全体の 0.3%にすぎないが，伝送バイト数ではテキストファイルの約 3 分 2 の 8.4%と大きな割合を占めていることがわかる．また，平均サイズと 95%サイズはテキストが 5.4〜858.1Kbyte，映像ファイルが 14.5〜2552.5Kbyte となっている．このことから，WWW のドキュメントサイズが非常に広い範囲を

表 2.2: データのメディア別の構成（大阪大学）

メディア	リクエスト数 (回)		伝送バイト (Kbyte)		平均サイズ (Kbyte)	95%サイズ (Kbyte)
テキスト	321,563	(26.5%)	1,750,484	(14.6%)	5.4	15.4
画像	729,127	(60.2%)	6,692,007	(55.8%)	9.2	46.0
音声	2,014	(0.2%)	324,267	(2.7%)	161.0	667.2
映像	838	(0.1%)	719,049	(5.7%)	858.1	2552.5
CGI	73,545	(6.1%)	426,497	(3.6%)	5.8	14.5
圧縮ファイル	15,081	(1.2%)	793,811	(6.6%)	52.6	114.0
その他	69,591	(5.7%)	1,286,315	(10.7%)	18.5	60.9

取ることがわかる．

2.2 WWW トラヒックの分析

2.2.1 確率分布関数とパラメータの推定

2.1 で示したように WWW のドキュメントサイズは非常に広い範囲の値をとる．このため，候補とする関数はそのような確率変数をうまく表現できるものでなければならない．そこで本研究では，文献 [4] と同様，正規分布，指数分布等のよく知られた分布に加え，二重指数分布，対数正規分布，対数二重指数分布，パレート分布を候補関数とした．これらの分布関数は，すその部分が非常に長く，範囲の広い確率変数を表すのに適しているものである．以下にそれぞれの関数について説明を行う．

まず，正規分布，指数分布は次式で与えられる．

$$F(x) = \frac{1}{\sigma\sqrt{2\pi}} \int_{-\infty}^{x} e^{\frac{-(t-mu)^2}{2\sigma}} dt \tag{2.1}$$

$$F(x) = 1 - e^{-\lambda x} \tag{2.2}$$

特に指数分布は数学的取り扱いが容易なことから，性能評価に好んで用いられる．次に二重指数分布，およびパレート分布の分布関数は，それぞれ次式で与えられる．

$$F(x) = exp\left[-exp\left(-\frac{x-\alpha}{\beta}\right)\right] \tag{2.3}$$

$$F(x) = 1 - \left(\frac{k}{x}\right)^{\alpha}, \quad x \geq k \tag{2.4}$$

特にパレート分布はトラヒックの自己近似性を表現する分布として知られている [8, 10]．また，対数正規分布，対数二重指数分布は，確率変数の対数が正規分布，二重指数分布に従う分布であり，それぞれ次式で与えられる．

$$F(x) = \int_{0}^{x} \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma y} exp\left[\frac{-(\log y - \zeta)^2}{2\sigma^2}\right] dy \tag{2.5}$$

$$F(x) = exp\left[-exp\left(-\frac{\log x - \alpha}{\beta}\right)\right] \tag{2.6}$$

各分布のパラメータの推定は以下のように行った．正規分布，指数分布のパラメータは，サンプルデータの平均，標準偏差を求め，これを用いた．二重指数分布のパラメータは文献 [34] の反復法を用いて推定した．また，パレート分布のパラメータの推定には，最小 2 乗法を用いる文献 [35] の方法を用いた．なお，対数正規分布については，まずサンプルデータの対数を求めた上で，正規分布と同様の手続きでパラメータを推定した．同じく対数極値分布についてもサンプルデータの対数に極値分布と同じ方法を用いることでパラメータを推定している．

2.2.2 モデルの検定方法

モデルの検定には，以下に示す指標 $\hat{\lambda^2}$ を用いる．各モデルの $\hat{\lambda^2}$ は，以下のように求めることができる．まず，n 個の確率変数で構成されるサンプルデータに対し，確率変数の発生区間を N 個に分割する．この時，第 i 番目の区間に含まれるサンプルデータの個数，そのモデルの確率をそれぞれ，Y_i，p_i とすると $\hat{\lambda^2}$ は次式で与えられる．

$$\hat{\lambda^2} = \frac{X^2 - K - N + 1}{n - 1} \tag{2.7}$$

ここで，

$$X^2 = \sum_{i=1}^{N} \frac{(Y_i - np_i)^2}{np_i} \tag{2.8}$$

$$K = \sum_{i=1}^{N} \frac{Y_i - np_i}{np_i} \tag{2.9}$$

上式から自明なように λ^2 の主要部分は X^2 である．これは各区間毎にモデルとサンプルデータの差を二乗し，その和を求めたものである．したがって X^2 は，カイ二乗検定における χ^2 指標にほかならず，このことから本検定の合理性が理解できるであろう．実際，本研究では χ 2 検定も

併用して分析を行ったが，結果に相違は生じていない．当然のことながら，χ^2 と同様，指標 $\hat{\lambda^2}$ はその値が小さいほど，モデルの適合度が高いこととなる．よって，複数のモデルを比較する際には，もっとも小さな $\hat{\lambda^2}$ を持つモデルを最適なモデルとして選択すればよい．

2.2.3 分析の対象

分析の対象とした分布，およびその結果を表 2.3 にまとめて示す．なお，ここでは (I)〜(V) の各データを 7 日ごとに分けたものを 1 つのデータセットとし，各データセットごとに分析を行っている．表 2.3 の第 1 列は，分析対象であり，第 2 列はもっとも適合した分布名を示す．第 3 列は，その分布がもっとも適合すると判定された回数を示している．例えば，4/4 は，4 つのデータセットの全てにおいて，その分布が最適と判定されたことを示している．なお，表に示したように，音声，動画像をメディア別に分析した場合は，サンプルデータ数が小さかったのでデータ (I)，(II) ごとにデータセットを 1 つにまとめて分析した．また，第 4 列は推定されたパラメータの平均値を示している．なお，対数正規分布，対数極値分布はそれぞれ確率変数 x の対数 ($y = log_2 x$) がそれぞれ対数正規分布，極値分布に従う分布であるので，この y に関するパラメータを示している．分析結果は次節以降で詳しく説明することとし，ここでは分析対象について説明する．分析の対象は，ドキュメントサイズ，リクエスト間隔，およびドキュメントごとのアクセス頻度の大きく 3 つに分けられる．HTTP ではドキュメントがリクエストされる毎に TCP コネクションが設定され，1 つのドキュメントを伝送した後，当該コネクションを破棄する．すなわち，リクエスト間隔はコネクションの設定間隔を，ドキュメントサイズはコネクション毎の伝送バイト数を意味する．このため，この 2 つの確率変数を表現する分布が明らかになれば WWW トラヒックモデルが構築可能である．一方，ドキュメントのアクセス回数はモデルの構築に直接関与しないが，キャッシュの振る舞いを検討する上で重要となる．さらに本研究では，結果の一般性について確認するために，これらの分析対象を以下のように細分化する．

まず，(a)〜(c) は大阪大学のユーザがアクセスしたドキュメントの大きさについて分析したものである．(a) は全てのドキュメントを対象とした場合の結果であり，(b), (c) はこれを学内および学外のドキュメントに分けた場合の結果である．また，(d)〜(f) は，それぞれ，(III)〜(V) の各サイトのドキュメントサイズの分布である．このように多数のサーバに対して分析を行ったのは，以降で主たるデータとして用いる (I), (II) 大阪大学のデータの一般性について検討するためである．次に (g)〜(k) は，大阪大学における各メディアごとのドキュメントサイズの分布を示す．今後，WWW では映像や音声等，より大きなサイズのドキュメントが頻繁に取り扱われ，トラヒックのメディア比率が大きく変化することが予想される．このため，得られた結果の将来性について検討するため，データをメディアごとに分けて分析を実施した．次に，(l) は大阪大学のプロキシサーバへリクエストが到着した間隔であり，(m) はその観測時間を最繁時間である 18 時〜20 時

表 2.3: 分析の対象と結果

分析対象	適合モデル	適合回数	パラメータ
(a) ドキュメントサイズ (Osaka. Univ:全体)	対数正規分布	9/9	$\zeta = 11.27, \sigma = 2.27$
(b) ドキュメントサイズ (Osaka. Univ:学内)		9/9	$\zeta = 11.51, \sigma = 2.37$
(c) ドキュメントサイズ (Osaka. Univ:学外)		9/9	$\zeta = 11.52, \sigma = 2.41$
(d) ドキュメントサイズ (Clark-Net)		1/1	$\zeta = 11.76, \sigma = 2.10$
(e) ドキュメントサイズ (NASA)		4/4	$\zeta = 11.83, \sigma = 2.51$
(f) ドキュメントサイズ (Calgary. Univ)		1/1	$\zeta = 11.58, \sigma = 2.16$
(g) ドキュメントサイズ (テキスト)		9/9	$\zeta = 11.02, \sigma = 1.90$
(h) ドキュメントサイズ (画像)		9/9	$\zeta = 11.27, \sigma = 2.32$
(i) ドキュメントサイズ (CGI)		9/9	$\zeta = 10.99, \sigma = 2.27$
(j) ドキュメントサイズ (音声)		2/2	$\zeta = 14.41, \sigma = 3.65$
(k) ドキュメントサイズ (映像)		1/2	$\zeta = 16.21, \sigma = 4.78$
(l) リクエスト間隔 (全体)		2/2	$\zeta = 8.38, \sigma = 2.14$
(m) リクエスト間隔 (最繁忙 2 時間)	指数分布	2/2	$\lambda = 0.18 \times 10^{-2}$
(n) ドキュメントごとのアクセス頻度 (全体)	パレート分布	9/9	$\alpha = 1.53, k = 0.80$
(o) ドキュメントごとのアクセス頻度 (テキスト)		9/9	$\alpha = 1.56, k = 0.80$
(p) ドキュメントごとのアクセス頻度 (画像)		9/9	$\alpha = 1.49, k = 0.81$
(q) ドキュメントごとのアクセス頻度 (音声)		2/2	$\alpha = 2, 35, k = 0.89$
(r) ドキュメントごとのアクセス頻度 (映像)		2/2	$\alpha = 1.83, k = 0.60$

とした場合である．なお，(l) と (m) の分析にはリクエスト間隔がマイクロ秒単位で得られた (II) のデータのみを使用している．ここで最繁忙時間帯のみを抽出して分析を行ったのは，トラヒックの時間による変化について検討すると共に，ネットワーク設計には最繁時間における振る舞いがもっとも重要となるからである．最後に，(n) は，ドキュメントごとのアクセス頻度の分布で，(o)〜(r) は，メディア別に分けた場合のドキュメントごとのアクセス頻度である．

2.2.4 ドキュメントサイズに関する分析結果

本節ではドキュメントサイズに関する分析結果を示す．まず，(I), (I) 大阪大学のドキュメントサイズの分布に，もっとも適合したのは対数正規分布によるモデルである．

図 2.3 にドキュメントサイズの分布と対数正規分布，指数分布によるモデルをあわせて示す．図 2.3 から，対数正規分布によるモデルが，ドキュメントサイズの分布と非常にうまく適合しており，ほとんど一致していることがわかる．一方，数学的な取り扱いが容易で性能評価によく用いられる指数分布は，実際のデータとの差が大きく，右側へ大きくずれているように見える．もちろん，図中の 3 つの分布の平均値は等しいため，分布がずれることはあり得ない．しかしながら，非常

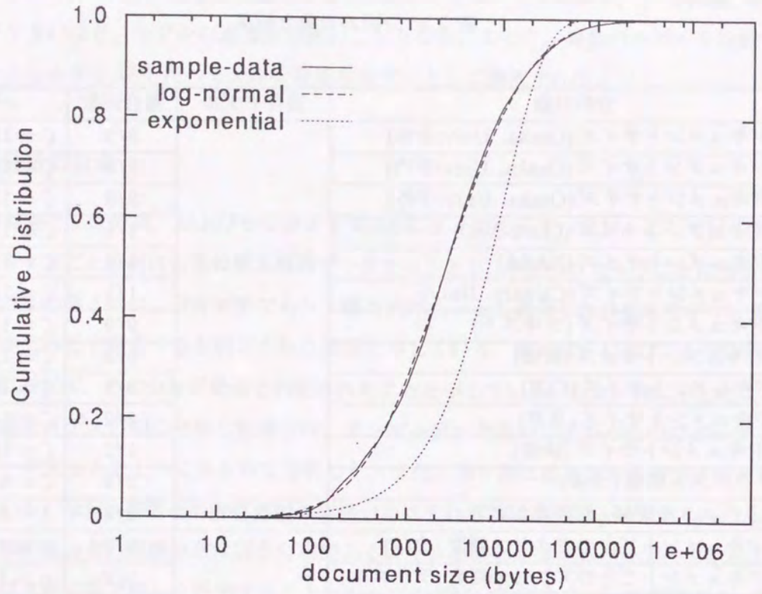

図 2.3: ドキュメントサイズの分布 (大阪大学)

に数少ない大きなドキュメントが，全体の平均値を押し上げ，これを指数分布で表現しようとすると，あたかも右側にグラフがシフトしたように見えるのである．また，数値的にも指数分布モデルは，指標 $\hat{\lambda^2}$ が 5.77 となり，対数正規分布の 0.32 に比して非常に大きくなっている．ドキュメントサイズが，指数分布に比してより大きなすその部分を持つ対数正規分布に適合したことは，ネットワーク設計時に十分考慮すべき内容となる．なぜなら，このことは，実ネットワークにおいては指数分布が与えるより，大きなドキュメントが伝送される確率が高いことを意味するからである．

次にドキュメントを，大阪大学内のものと学外のものに分け，同様の分析を行った．この結果，両方の分布にもっとも適合したのは，やはり対数正規分布によるモデルである．それぞれの分布と適合モデルを章末に示すが，大阪大学の場合，両者の分布にはほとんど差がみられない．また，(III)〜(VI) の各サイトのデータについても同様にドキュメントサイズについて分析を行った．結果は全てのサーバで対数正規分布によるモデルが適合した．一例として，Calgary 大学の結果を図 2.4 に示す．また、参考に Clark–Net，NASA のデータに対する結果も章末に示す．図 2.3 と同様，これらの図でも対数正規分布によるモデルが実際のデータにうまく適合している．なお，図中のサンプルデータが大阪大学のデータに比してスムーズでないのは，これらが単一のサーバ内

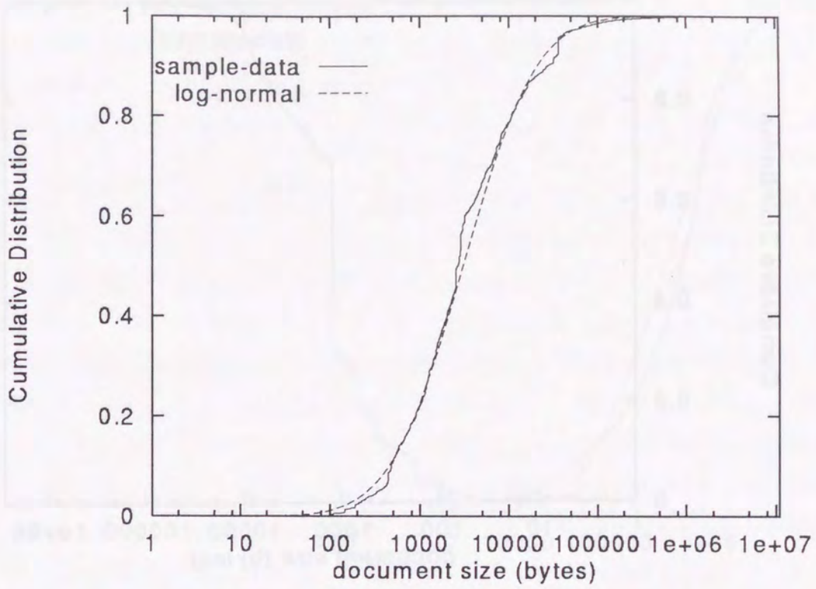

図 2.4: ドキュメントサイズの分布 (Calgary.Univ.)

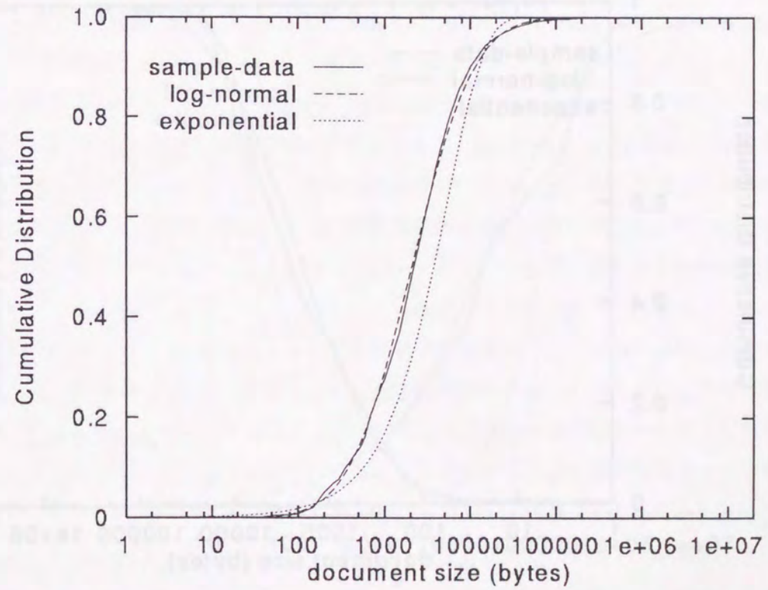

図 2.5: ドキュメントサイズの分布 (テキストファイル)

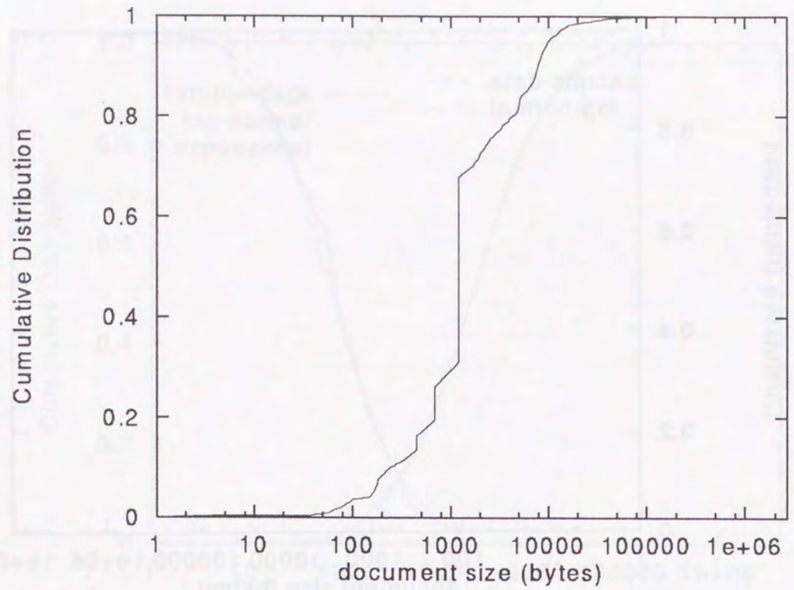

図 2.6: ドキュメントサイズの分布 (CGI (I))

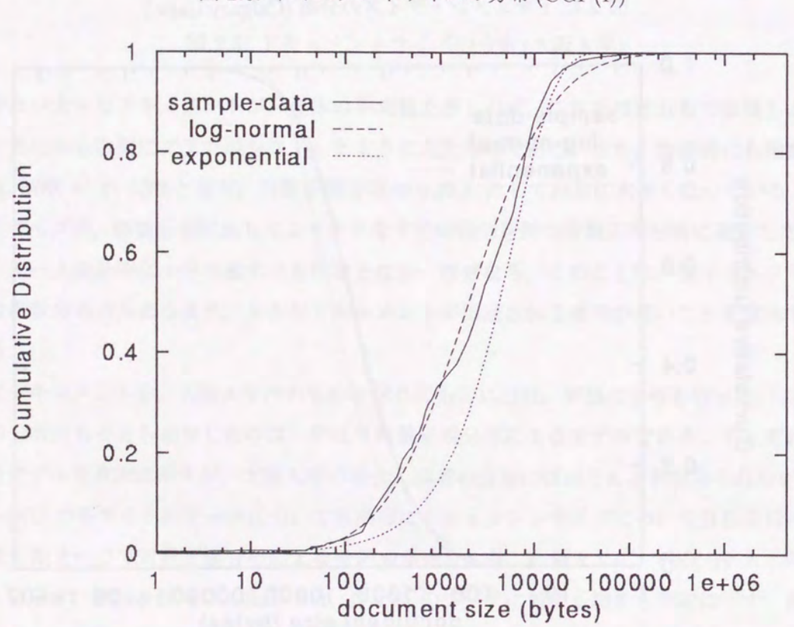

図 2.7: ドキュメントサイズの分布 (CGI (II))

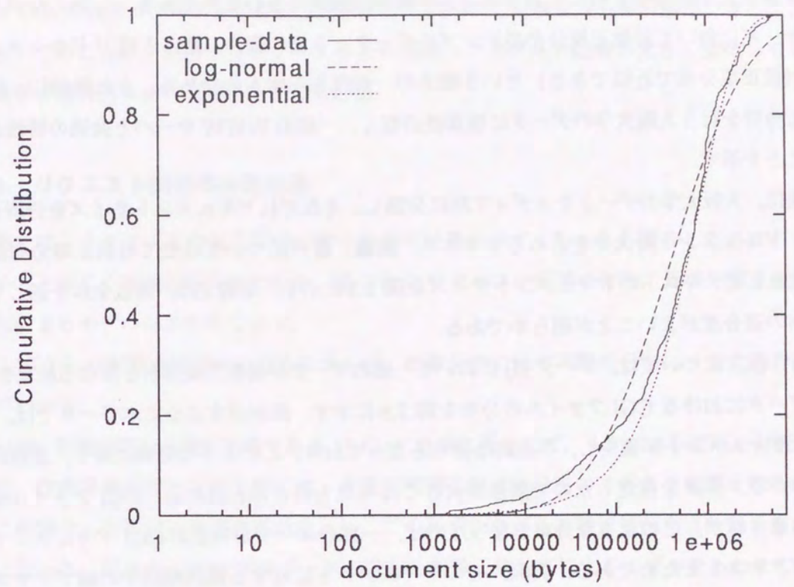

図 2.8: ドキュメントサイズの分布 (映像 (I))

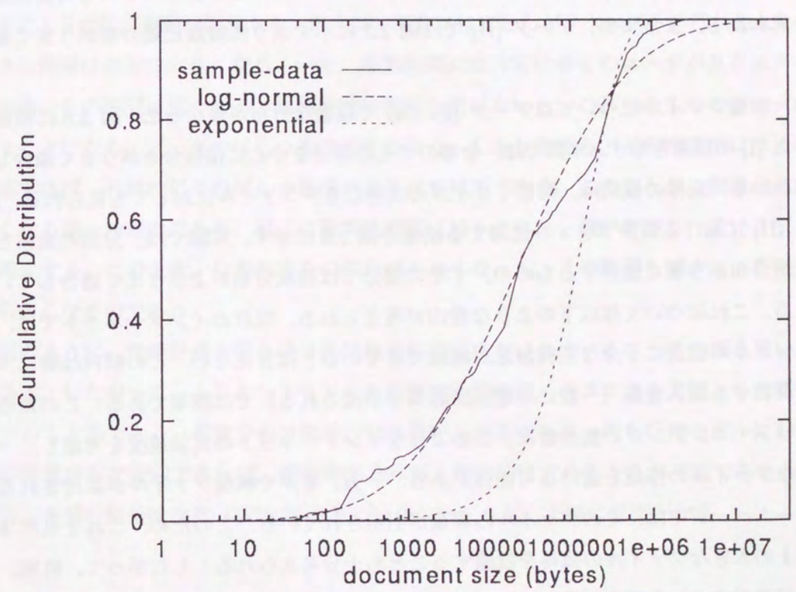

図 2.9: ドキュメントサイズの分布 (音声 (II))

のドキュメントの分布を示しておりサンプル数が比較的小さいためである．しかしながら，これら全サーバにおいて対数正規分布がサンプルデータとうまく適合したことは，「ドキュメントサイズが対数正規分布で近似できる」という結果の一般性を示すものである．また同時に，以下で主として分析を行う大阪大学のデータに特異性がなく，一般のWWWサーバと共通の特性を持っていることを示す．

最後に，大阪大学のデータをメディア別に分類し，それぞれドキュメントサイズを分析した．この内，ドキュメントの大半を占めるテキスト，画像，音声については全て対数正規分布が適合した．例としてテキストのドキュメントサイズを図2.5に示す．本図では，領域全体を通して対数正規分布の適合度がよいことが明らかである．

一方，CGIについては，データ (I) において一部のデータが対数正規分布と異なる結果を示した．当該データにおけるCGIファイルの分布を図2.6に示す．図が示すように本データでは，1Kbyte付近にドキュメントが集中し，不連続な分布となっており，このような分布に対し，連続的な分布関数のパラメータを推定したので誤差が大きくなったものと思われれる．CGIファイルのドキュメントサイズが，このような分布となったのは，一部のユーザが特定のCGIドキュメントを繰り返しアクセスしたためである．実際，そのドキュメントに対する観測期間中の総アクセス回数は約６万５千回におよんでおり，CGIの全リクエストの約４０%を占めている．したがって，このような特定のユーザの挙動を取り除けば，CGIファイルのドキュメントサイズも対数正規分布に従うと思われる．また実際，データ (II) では図2.7に示すように対数正規分布がうまく適合している．

一方，映像ファイルについてはデータ (I), (II) で最適な分布が異なった．図2.8に指数分布と合致した (I) の結果を示す．本図では，分布のすその部分を中心に指数分布がうまく適合していることがわかる．同様の傾向は，同じくサイズの大きな音声ファイルに対しても見られる．参考に，データ (II) における音声ファイルに対する結果を図2.9に示す．本図では、分布の全体としては対数正規分布がうまく適合するものの，すその部分では指数分布がよりうまく適合しているように見える．これについては以下のような理由が考えられる．現在のインターネットでは，音声や映像ファイルの伝送に十分な回線容量が確保できているとは言えない．この傾向は特にユーザが費用を負担する加入者線（一般には電話回線等で構成される）では顕著である．このため，インターネット・コンテンツの製作者は，このようなインターネットの実効速度を考慮し，一定以上の大きなファイルの作成を避ける可能性がある．一方，音声や映像ファイルが添付されるほとんどのホームページでは，そのファイルの容量が明示されている．このため，これを見たユーザが一定以上の大きなファイルの取得を敬遠することも十分考えられる．したがって，将来，ネットワーク速度が向上した場合には，映像ファイルのドキュメントサイズについても，分布のすその部分が大きくなり，対数正規分布の適合度が向上することが予想される．以上のことから，将来

的にはCGIや映像ファイルを含む全てのメディアについて対数正規分布が適用できることが予想される．このことは，将来ネットワーク容量が増加し，メディア比率が大きく変化しても，本研究の結果が適用出来る可能性を示唆している．

2.2.5 リクエスト間隔の分析結果

本節では，リクエストの発生間隔に対する分析結果を示す．もっとも適合したのはドキュメントサイズと同じく対数正規分布である．図2.10にリクエスト間隔の分布，及び対数正規分布，指数分布によるモデルをあわせて示す．

図2.10からは対数正規分布によるモデルが，指数分布に比べ実際の分布にうまく適合していることがわかる．

ついで，観測時間を最繁忙時間である18時〜20時に限定して，リクエスト間隔を分析した．なぜなら，性能評価や設計を行う際には，最繁忙時間における分布の方がより重要となるからである．この場合，指数分布の適合度が向上し，ごくわずかながら対数正規分布より適合度が上回る結果となった．図2.11にサンプルデータの分布と対数正規分布によるモデルをあわせて示す．図から指数分布によるモデルが，最繁忙時間のデータについてはうまく適合することがわかる．

最繁忙時間に指数分布の適合度がよくなるのは２つの理由が考えられる．ネットワークのトラヒックは１日の間に劇的に変化する．例えば，深夜にはほとんどリクエストが行われないため，リクエスト間隔は非常に大きくなる．一方，最繁時間には非常に多くのユーザがリクエストを発生するため，その間隔は短くなる．観測時間に制限を設けないと，これらを１つのデータとして取り扱うことになり，データのばらつきは大きくなる．しかしながら，どの時間帯にせよ観測時間を限定すれば，必然的にそのばらつきは小さくなるはずである．このことが，指数分布の適合度がよくなる第一の理由である．第二に最繁忙時間にはリクエスト数が急増し，長いリクエスト間隔が減少する．このため，分布のすその部分が小さくなって，その影響も減少し，指数分布の適合度もよくなるのである．

前述のように，性能評価を行う場合には最繁忙時間におけるネットワークの振る舞いがより重要である．したがって，トラヒックモデルを構築する際には，リクエスト間隔として指数分布を使用することができる．指数分布は数学的取り扱いが容易であり，待ち行列モデルにおいて到着間隔が指数分布で近似できれば，遅延時間分布等も解析的に求めることが可能である [36]．したがって，本節の結果は次章「WWWトラヒックのモデル化」で特に重要となる．

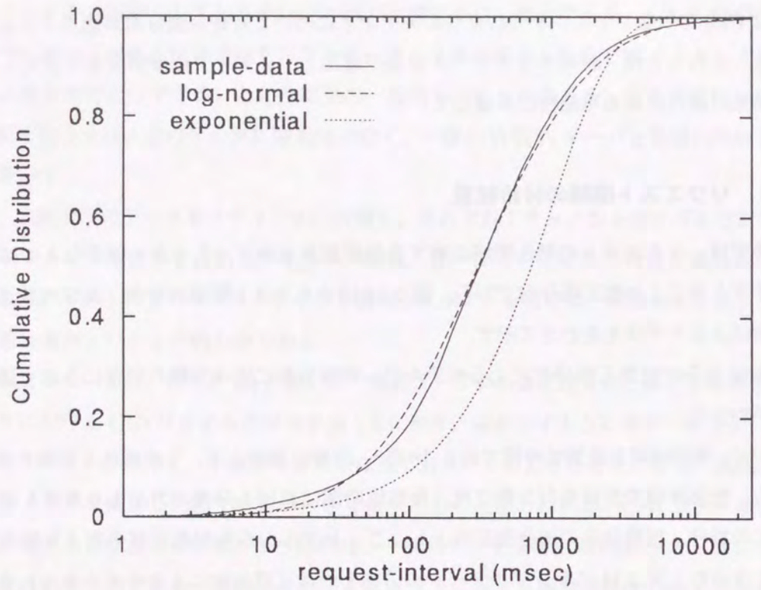

図 2.10: リクエスト間隔の分布

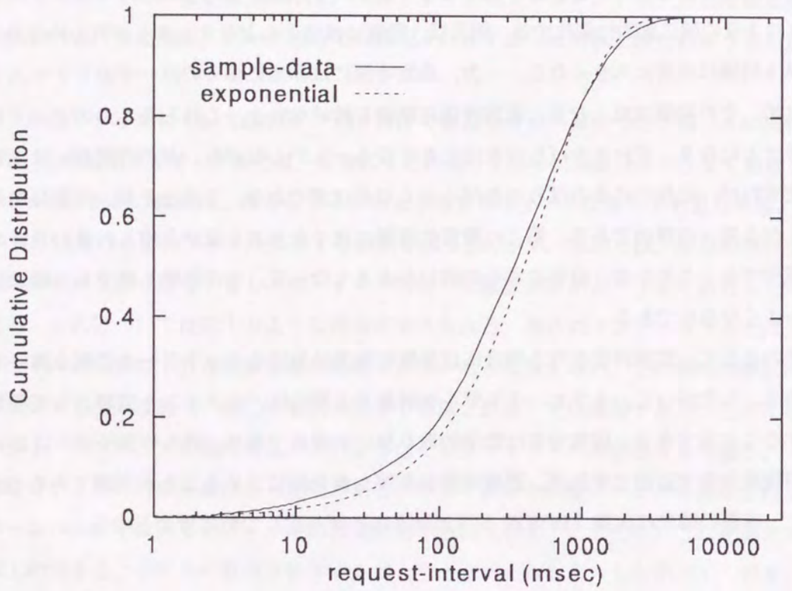

図 2.11: リクエスト間隔の分布 (最繁 2 時間)

2.2.6 ドキュメントごとのアクセス頻度の分布

本節ではドキュメントごとのアクセス頻度の分析結果を示す．アクセス頻度の分布はキャッシュを用いてネットワーク設計をする場合に重要となる．図 2.12 に分布と適合モデルを示す．もっとも適合したのはパレート分布によるモデルである．図 2.12 を見ると，分布の最初の部分を中心として適合度は十分とは言えないが，その $\hat{\lambda}^2$ は 1.5×10^{-3} と，次いで適合度の高かった対数正規分布の 0.46 に比べ非常に小さな値となっている．

図 2.12 からわかるように，1 週間程度の期間では 1 度しかアクセスされないドキュメントが約 7 割を占めており，WWW のドキュメントの人気が非常に分散していることがわかる．次にメディア別にドキュメントごとのアクセス頻度を分析した．但し，CGI はキャッシングが不可能なため，分析対象から除外している．これらの分布も，全体の分布と同様，パレート分布によるモデルがもっともよく適合した．例として，テキストファイルにおけるアクセス頻度の分布と適合モデルを図 2.13 に示す．なお，パラメータはメディア間でばらつきがあり，テキスト，静止画像の α が全体のものとほぼ同一なのに対し，音声，動画像の α はそれぞれ大きく (2.35, 1.83) となっている．パレート分布のパラメータ α の意味を考えると，密度関数が，

$$F(x) = 1 - \left(\frac{k}{x}\right)^{\alpha}, \quad x \geq k \tag{2.10}$$

で表わされるため，α が大きいほどアクセス頻度の高いドキュメントの数が減少することになる．したがって，α が大きい音声や動画像は，その他のメディアに比べて，ユーザの好みが分散していることがわかる．

2.2.7 まとめ

本章では，主として大阪大学情報処理教育センターのアクセス記録を用いて WWW トラヒックの分析を行った．この結果，まずドキュメントサイズについては対数正規分布が適合することが明らかになった．またドキュメントサイズについては，異なる 3 つのサーバに対する分析でも全て同じ結果が得られており，このことから結果の一般性が確認されると共に，大阪大学のデータに特異性がないことが確認された．また，ついでメディア毎のドキュメントサイズについて分析を行った．この内，CGI ファイルと映像ファイルについては一部異なる結果となったが，それ以外のメディアについては全て対数正規分布がうまく適合した．なお，CGI ファイルの結果については，特定のユーザの挙動が原因であることが明確であり，映像ファイルについてもネットワーク容量が増すにつれ，分布が対数正規分布に近づく可能性があることを示した．これらの事実は，将来 WWW トラヒックのメディア比率が変化しても，ドキュメントサイズが対数正規分布で近似

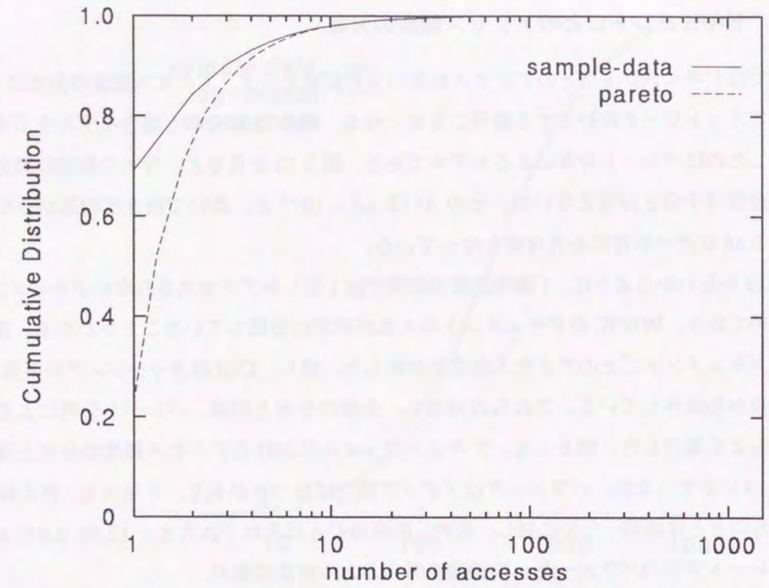

図 2.12: ドキュメントごとのアクセス頻度の分布

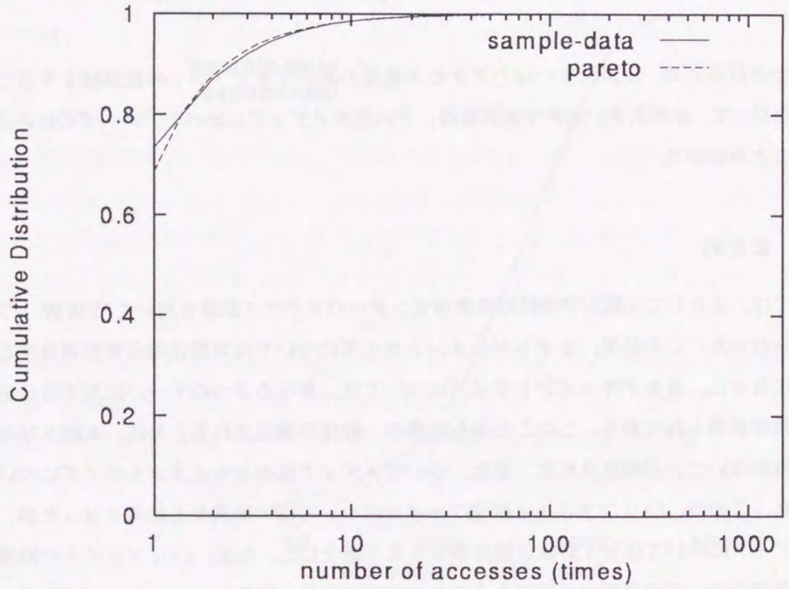

図 2.13: テキストファイルのアクセス頻度の分布

できることを示唆するものである．

一方，リクエスト間隔については，時間帯によって分析結果が異なった．すなわち観測時間を24時間とした場合は，ドキュメントサイズと同様，対数正規分布がうまく適合した．しかしながら，観測時間を最繁忙時間に限定した場合には指数分布が適合した．ネットワーク設計において重要となる最繁忙時間帯で指数分布の適合度がよくなったことは，モデルが簡略で取り扱いやすいものになることを意味している点で重要である．また，最後にドキュメントごとのアクセス頻度について分析し，精度が十分ではないがパレート分布の適合度がもっともよいことを示した．またアクセス頻度に対する分析は，全てのメディアで結果が同一であった．

以上のようにWWWトラヒックは，最繁忙時間のリクエスト間隔を除き，全てすその部分が長く平均値近傍の確率が低い分布で構成されることが明らかになった．このことは，全体から見ると確率的に小さいものであっても，遅延時間が大きい事象が発生しやすくなることを意味している．したがって，トラヒックモデルの妥当性を検証する際にも，指標として遅延時間の平均値だけでなく，その分布を考慮することが重要となろう．

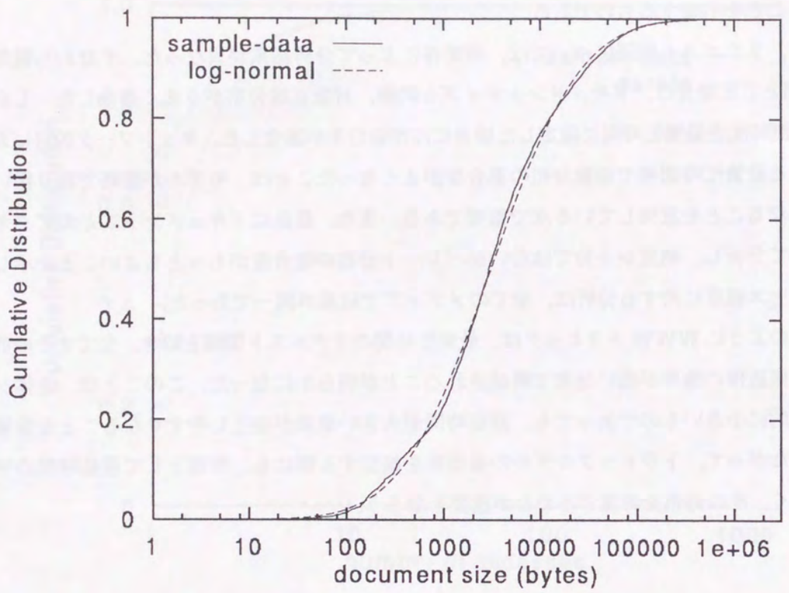

図 2.14: ドキュメントサイズの分布（大阪大学:学内）

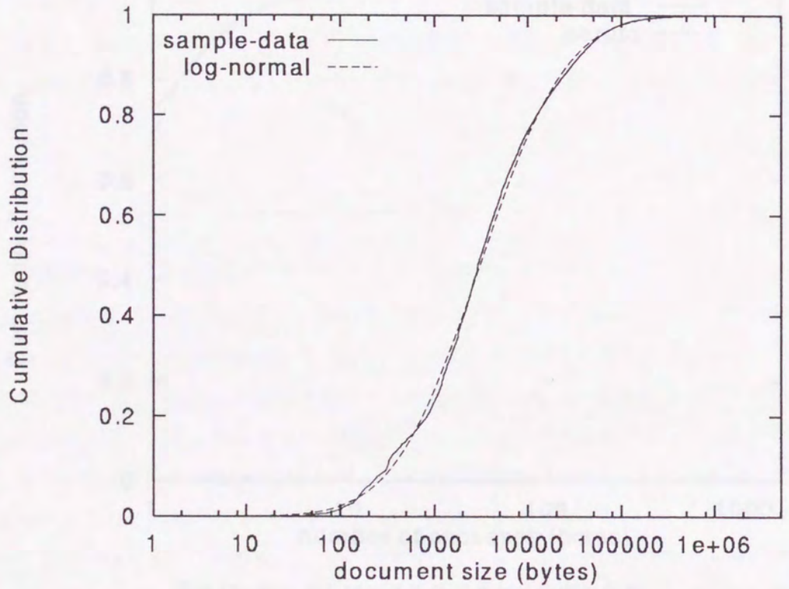

図 2.15: ドキュメントサイズの分布（大阪大学:学外）

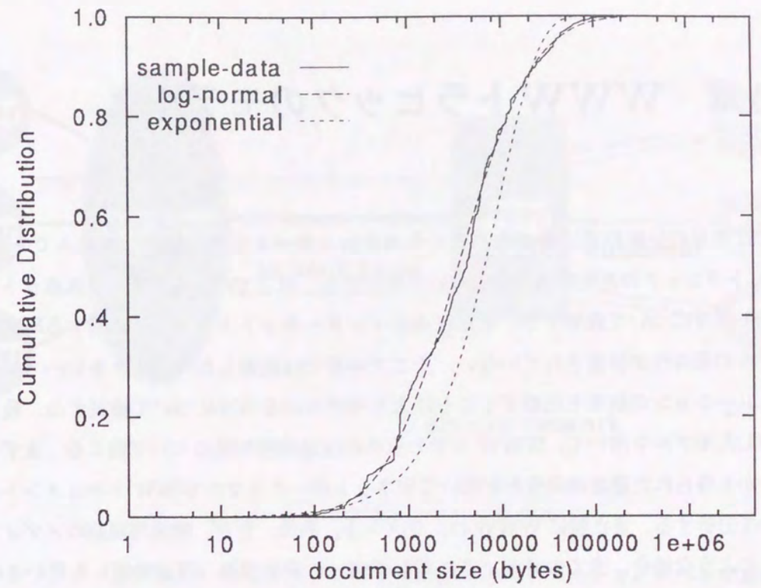

図 2.16: ドキュメントサイズの分布 (ClarkNet)

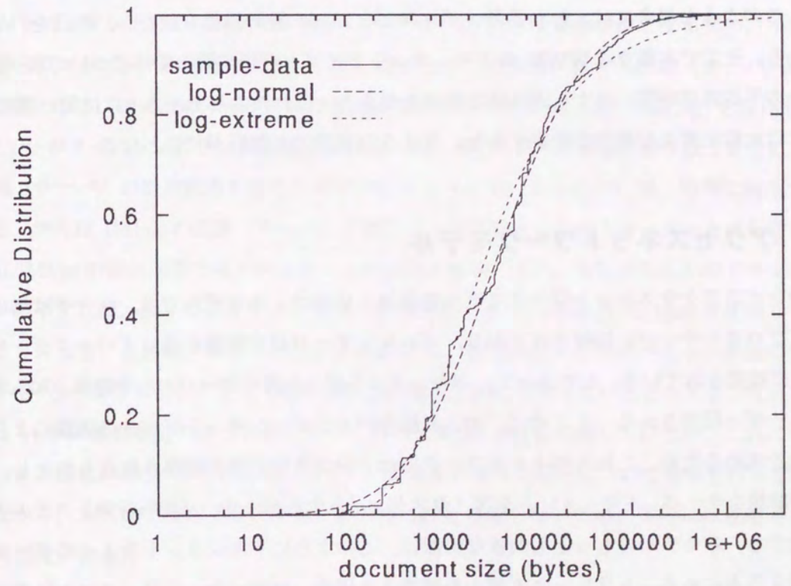

図 2.17: ドキュメントサイズの分布 (NASA)

第3章　WWWトラヒックのモデル化

本章では前章の分析結果に基づき，アクセスネットワークを待ち行列システムでモデル化して，WWWトラヒックの遅延時間特性について検討する．以下では，まずアクセスネットワークの待ち行列モデルについて説明する．また従来のインターネットトラヒックに関する研究では構築したモデルの妥当性が検証されていない．そこで本章では提案したモデルとトレースデータ駆動型シミュレーションの結果を比較することによりモデルの妥当性について検証する．最後に本章では提案したモデルを用いて，WWWトラヒックの遅延時間特性について論じる．まずトラヒックモデルから得られた遅延時間分布を用いて実ネットワーク上でのWWWドキュメントの遅延特性について分析する．また特にWWWは，テキスト，画像，音声，映像等複数のメディアを取り扱う．このような場合，全てのメディアに対して同一の設計指標（遅延時間）を用いるのは得策ではない．なぜならテキストのような小さなドキュメントに対する設計指標を，映像のような大きなファイルに課すことにより不必要に大きなネットワーク容量が必要となる可能性が高いからである．このような場合には，むしろ各メディアごとに別の設計指標を設定し，設計を行う方が自然である．そこで本章ではWWWのドキュメントサイズと遅延時間の関係について調べ，メディアごとの平均遅延時間に対する近似的な指標を与える．これによりテキストには短い遅延時間を，映像には比較的寛大な指標を設定するというような実際的な設計が可能となる．

3.1　アクセスネットワークモデル

対象とするアクセスネットワークモデルを図3.1に示す．本モデルでは，ユーザは加入者線を介してプロキシサーバに接続されており，プロキシサーバは中継線を通してバックボーンネットワークに接続されている．したがって，ドキュメントは，外部のサーバから中継線，加入者線を通してユーザへ伝送される．ここでは，加入者線やバックボーンネットワークの状態によらない遅延特性を求めるため，これらのネットワークでは十分大きな容量が確保されるものとし，本モデルを中継線をサーバ，ドキュメントを客（カスタマ）とする単一サーバ待ち行列システムとしてモデル化する．本モデルのもっとも大きな特徴は，このようにドキュメントを１つのデータ単位として捉える点にある．トラヒックモデルを構築する場合，実際のネットワークでの処理単位であるパケットをデータ単位とすることも可能である．またこの場合，アクセス回線（サーバ）における処理規律には，もっとも単純なFIFO(First–In, First–Out)を採用することができる．しかし

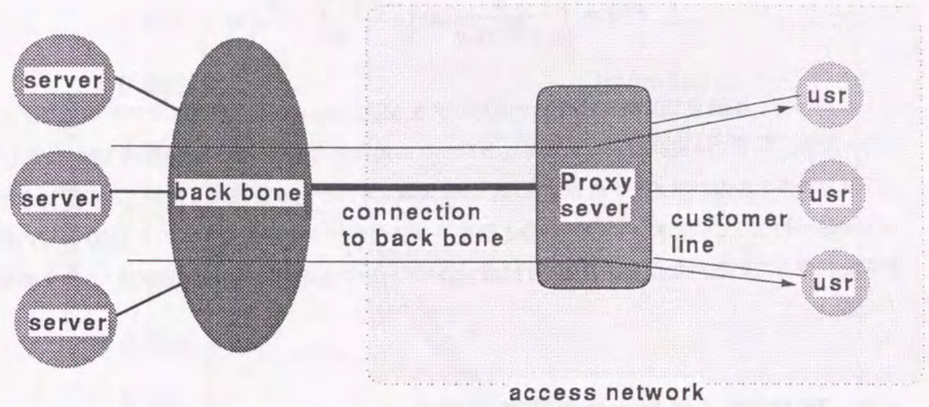

図 3.1: アクセスネットワークモデル

ながらネットワーク設計に用いられるユーザの要求品質はアプリケーションレベルで定義される（例えばドキュメントのレスポンスタイム）ためIPレベルのパケットの振る舞いが明らかになっても，その結果をネットワーク設計に直接適用することは容易ではない．一方，提案モデルではWWWドキュメントというアプリケーションレベルのデータを基準単位とするため，ユーザの要求品質とのマッピングが容易である．しかしながら，この場合アクセス回線（サーバ）の処理規律が問題となる．このため本モデルでは処理規律としてPS (Processor Sharing) を採用した．PSとはCPUがタイムシェアリング処理によって，複数のプロセスを平等に取り扱うように，アクセス回線（サーバ）の処理能力を待ち行列中のドキュメント（カスタマ）で，均等に使用するものである．例えば1Mbpsの回線（サーバ）が存在し，今同時に２つのドキュメントが伝送されていれば0.5Mbpsの伝送速度で両ドキュメントが伝送される．また，もしどちらかのドキュメントの伝送が終了すれば，残りのドキュメントがその時点から全ての帯域 (1.5Mbps) を使用して伝送されることになる．これは，実ネットワークにおいて，各ドキュメントがパケット単位に分割されルータで“ラウンドロビン”方式で処理される模様を忠実に再現しているといえる．ただし本モデルではTCPの輻輳制御方式であるスロースタート等 [37, 38] を考慮していない．これについては最近 [39] が複数のTCPコネクションでリンク容量を共有する場合について考察を行っている．しかしながら，本研究ではモデルの簡素化のためこれを考慮しないため，実際には遅延が若干増加する可能性がある．

待ち行列システムにおける到着間隔の分布は，最繁時間のリクエスト間隔に適合した指数分布とする．サービス時間の分布は，ドキュメントサイズの分布に適合した対数正規分布とし，本分布は回線速度をCとすれば，次式で求めることができる．

$$F(t) = \int_0^t \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma Cy} exp\Big[\frac{-(\log Cy - \zeta)^2}{2\sigma^2}\Big] dy \tag{3.1}$$

したがって，本論文ではアクセスネットワークをM/G(log-normal)/1/PSシステムでモデル化する．なお，以下では実際のアクセスネットワークの規模を考慮し，ホスト台数は1000台とした．トラヒックモデルのパラメータの推定には，(II) 大阪大学のデータを使用したが，このデータはホスト台数が約500台のため，前半7日分と後半7日分のデータを利用してホスト1000台分の利用記録を作成している．ただし，合成を行なわないデータでも結果に相違は生じないことを確認している．

3.2 WWWトラヒックの遅延時間分布

本節では，提案したM/G/1/PSモデルを用いて遅延時間分布を求め，アクセスネットワークの基本的な特性を明らかにする．

遅延時間の平均値だけでなくその分布について検討するのは，以下の理由による．2章で示したようにWWWのドキュメントサイズはすその部分の長い対数正規分布となった．このことは大きな遅延が発生しやすくなることを意味しており，提案したモデルが従来の指数分布に基づくモデル（例えばM/M/1) と大きく異なる遅延時間分布を与える可能性があるからである．また本節では同時に，トレースデータ駆動型シミュレーションとの比較によってモデルの妥当性について検証する．トレースデータ駆動型シミュレーションとは実際のアクセス記録を入力とし，各ドキュメントの動きをトレースするもので，実ネットワークの振る舞いを忠実に再現することができる．本シミュレーションでは，各ドキュメントIPパケットに分離され，アクセス回線ではルータ他の機能により，それぞれ“ラウンドロビン”方式で取り扱われるものとしてシミュレーションを行っている．

M/G/1/PSモデルについては[36]で，その遅延時間分布が解析的に導出できることが示されている．しかしながら，ここではより簡易な方法としてシミュレーションによって，その遅延時間分布を求めている．シミュレーション時の中継線容量は384Kbps, 512Kbps, 768Kbps, 1.5Mbpsの4通りとし，シミュレーション時間は14時間とした．結果としてシミュレーション中に発生したリクエストの合計は約16万リクエスト，平均トラヒック発生量は約290Kbpsとなった．

シミュレーションによって得られた遅延時間分布を図3.2, 3.4, 3.6, 3.8に示す．また，これらの図のすその部分を拡大したものをそれぞれ 図3.3, 3.5, 3.7, 3.9に示す．なお，これらの図中には，トレースデータ駆動型シミュレーションと，M/M/1/PSによる遅延時間分布を同時に示している．

以下では，まずM/G/1/PSによる結果をトレースデータ駆動型シミュレーションと比較し，モ

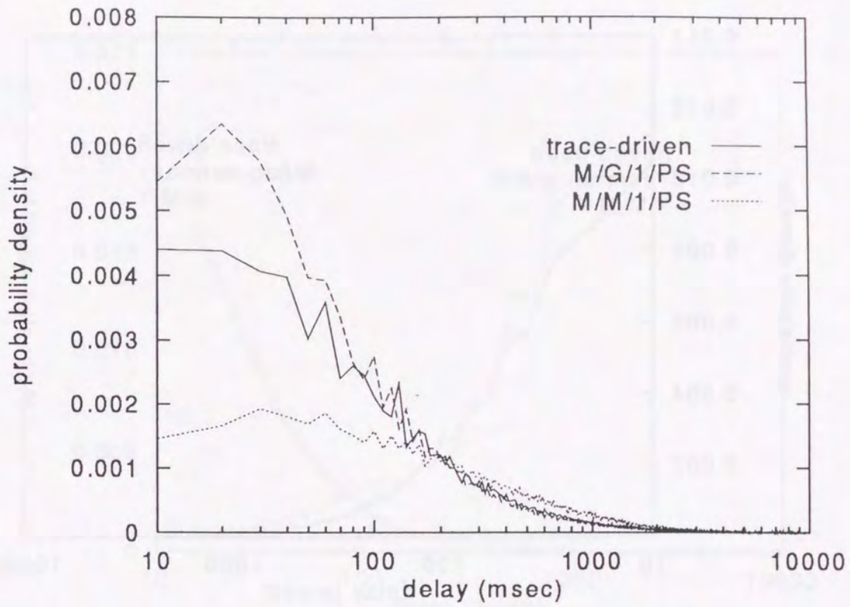

図 3.2: 遅延時間分布 (C: 384Kbps, 全体)

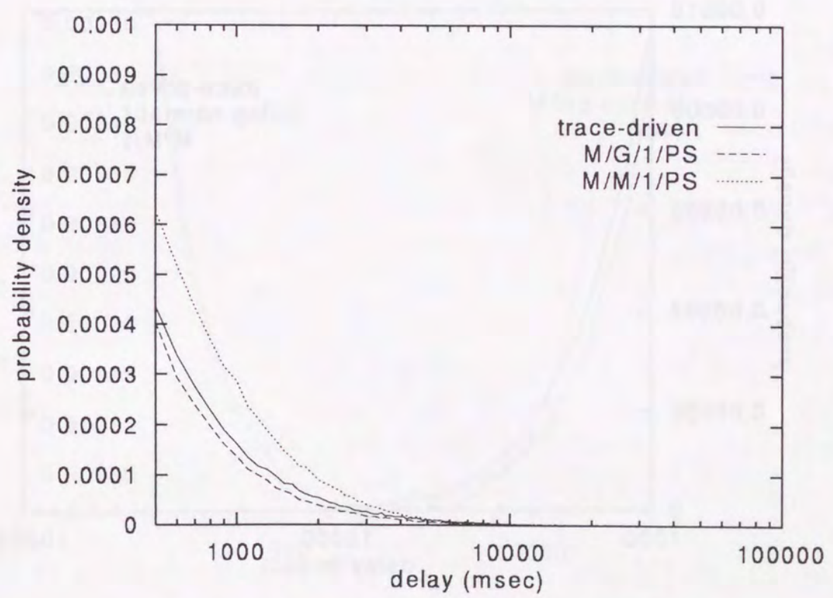

図 3.3: 遅延時間分布 (C: 384Kbps, すその部分)

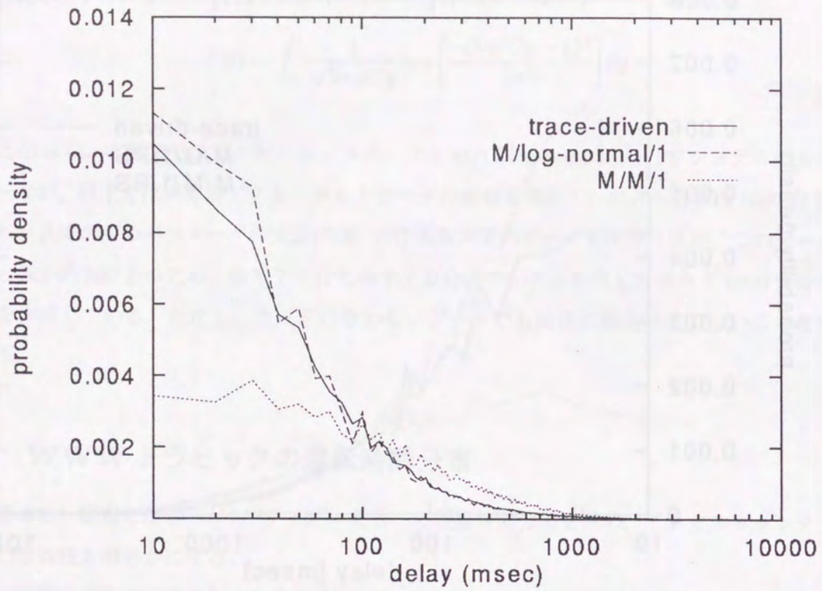

図 3.4: 遅延時間分布 (C: 512Kbps, 全体)

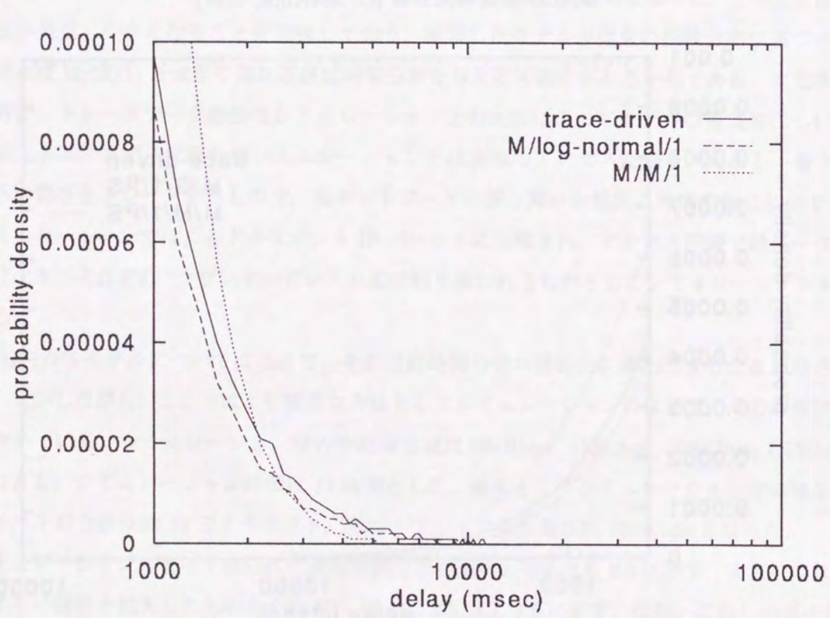

図 3.5: 遅延時間分布 (C: 512Kbps, すその部分)

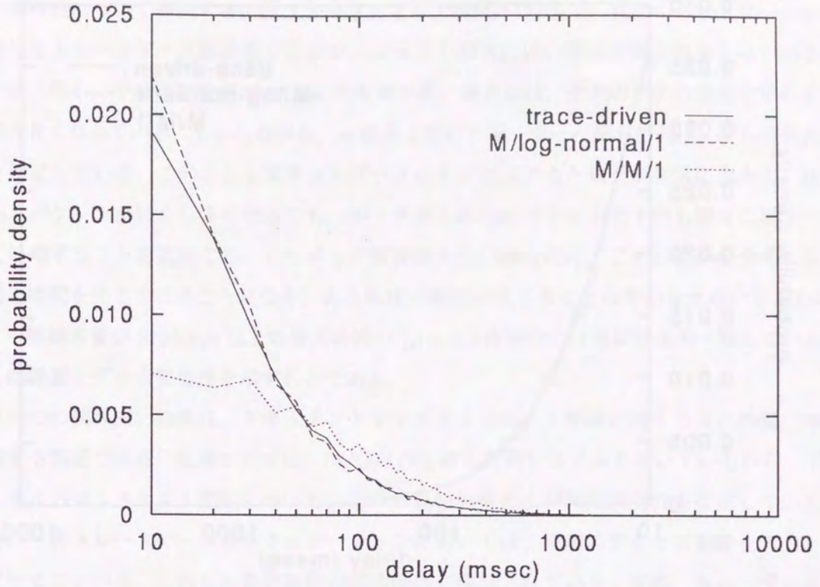

図 3.6: 遅延時間分布 (C: 768Kbps, 全体)

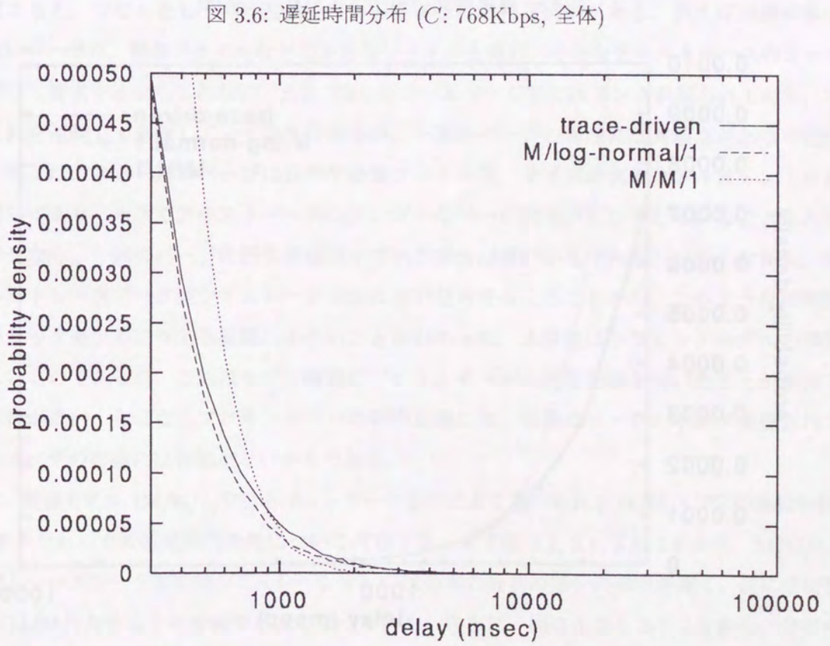

図 3.7: 遅延時間分布 (C: 768Kbps, すその部分)

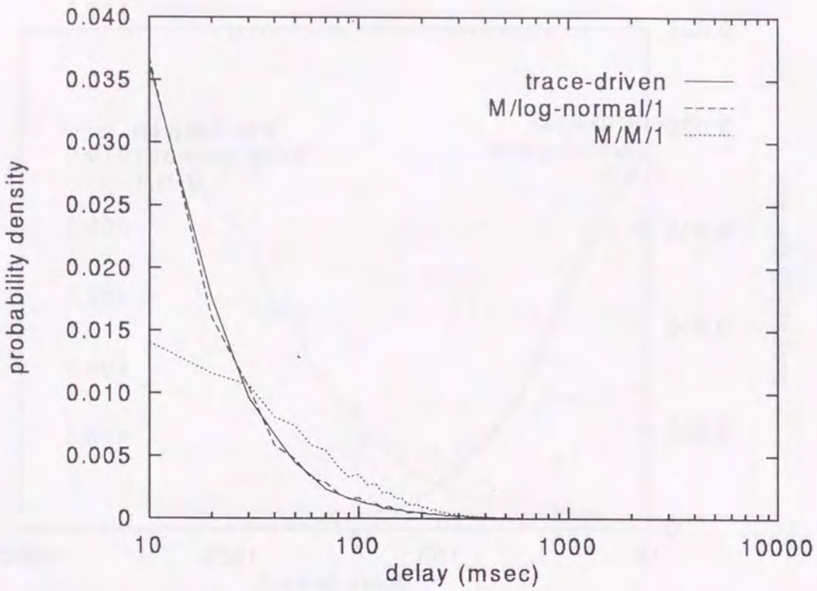

図 3.8: 遅延時間分布 (C: 1.5Mbps, 全体)

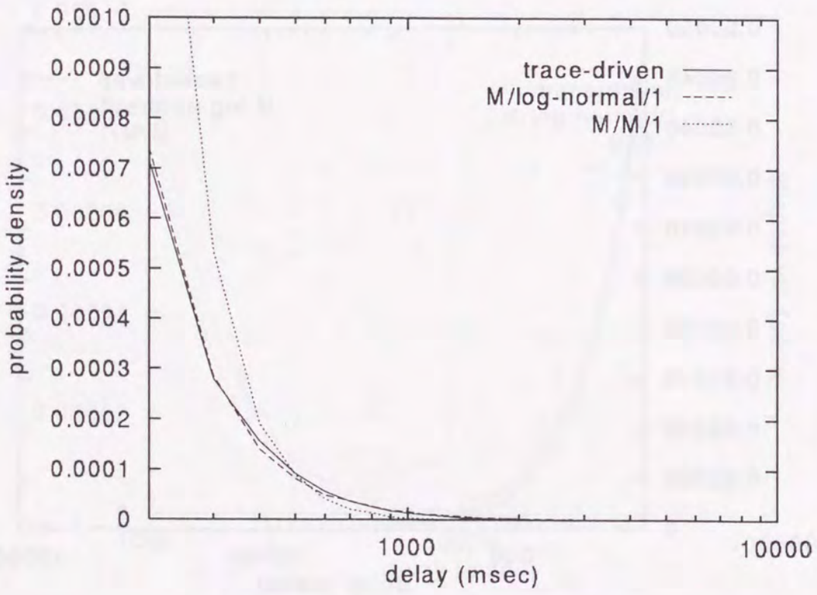

図 3.9: 遅延時間分布 (C: 1.5Mbps, すその部分)

デルの妥当性について検討する．図 3.2 ～ 3.7 より，M/G/1/PS は，実際のネットワークの挙動を再現したトレースデータ駆動型シミュレーションと非常に近い遅延時間分布をとっていることがわかる．但し，中継線容量が 384Kbps で負荷の高い場合には，分布の始めの部分を中心として相違が大きくなっている．しかしながら，本研究で用いた単一サーバ待ち行列は，待ち行列長を無限大と仮定している．このことを実ネットワークにあてはまめると負荷が非常に大きく，待ち状態にあるパケットがいくら多くなっても，ルータがこれらのパケットを 1 つも取りこぼすことなく全て処理することを意味する．したがって負荷が大きい場合には，ごくわずかな分布の差が大きな遅延時間を生じさせることになり，ある程度の誤差が生じることはやむをえないと思われる．一方，中継線容量が 512Kbps 以上の負荷の低い ($\rho = 0.57$) 場合にはほぼ結果が一致している．このことは提案モデルの妥当性を示すものである．

もう一つの興味深い結果は，ドキュメントサイズとリクエスト間隔に関する自己相関，相互相関に関する問題である．提案モデルは，M/G/1/PS 待ち行列システムを用いているから，ドキュメントサイズやリクエスト間隔について，その自己独立性および相互独立性を仮定していることになる．一方トレースデータ型シミュレーションにおいては，実際のアクセス記録を入力として用いていることから，これらの確率変数の相関関係が保存されている．実際，各ユーザの振る舞いを考えると，少なくともその自己独立性を仮定することには問題がある．例えば回線容量に余裕のないユーザは，映像ファイルなどの大きなファイルを避け，小さなテキストベースのファイルを連続して要求するかもしれない．また Web のホームページ間にはリンクが張られており，ユーザはこれを連続して選択していくことになるが，一連のページの構成には共通点がある可能性が高い．例えば，ある一連のページは音声や映像ファイル等，サイズの大きなドキュメントが豊富に添付してあり，一方でテキストベースのシンプルなページ同士がリンクしていることもありうる．なぜなら，一連のページの提供者は同一である場合が多いからである．しかしながら，提案モデルがトレースデータ型シミュレーションに近い分布を与えることから，このような相関関係がトラヒックモデルに与える影響は小さいことがわかった．本特性はトラヒックモデルの構築上望ましいものであるが，これはモデル構築にプロキシサーバの利用記録を用いたことが原因である可能性が高い．なぜならプロキシサーバの利用記録には，複数のユーザの挙動が重畳されており，各ユーザの行動には相関がないからである．

次に，提案モデル (M/G/1/PS) とネットワーク設計によく用いられる M/M/1/PS の比較を行い，WWW トラヒックの遅延時間特性について考察する．まず図 3.2, 3.4, 3.6, 3.8 から，M/G/1/PS およびトレースデータ駆動型シミュレーションでは分布の最初の部分の確率が高く，逆に平均値近傍では M/M/1/PS よりその確率が低くなっている．さらに，図 3.3, 3.5, 3.7, 3.9 から，分布のすその部分では M/M/1/PS が急激に減衰しているのに対し，M/G/1/PS とトレースデータ駆動型シミュレーションでは，減衰の度合が比較的ゆるやかであることがわかる．これは，M/G/1/PS で

表 3.1: 平均遅延時間と99%遅延時間

中継線	平均遅延 (msec)			99%遅延 (msec)		
(kbps)	M/M/1	M/G/1	シミュレーション	M/M/1	M/G/1	シミュレーション
512	374	310	413	2383	3932	4802
768	170	147	189	1008	1831	2124
1500	80	71	75	476	877	807

はサービス時間に分散（ばらつき）が大きい対数正規分布を用いられているのに対し，M/M/1/PSでは平均値近傍の値をとる確率の高い指数分布を用いたことが原因であり，自然な結果といえる．したがって，実際のネットワークではM/M/1/PSに比べ，小さな遅延と非常に大きな遅延が発生しやすく，逆に平均値近傍の遅延が発生しにくいといえる．また，提案したM/G/1/PSモデルはそのような実際のネットワークの挙動をうまく再現している．

このようなWWWトラヒックの性質がネットワーク設計に与える影響を定量的に示すために平均遅延時間，99%遅延時間を算出したものを表3.1に示す．表3.1からM/G/1/PSは実際のネットワークに近い99%遅延を与えるのに対し，M/M/1/PSは約2分の1とその値を小さく見積っている．したがって，99%遅延時間を設計指標とする場合，M/M/1/PSモデルを用いると，中継線の容量をかなり低く見積ってしまうことになる．例えば99%遅延時間を1秒程度に抑えるように設計を行うと，M/M/1/PSモデルでは768kbpsで十分となるが，M/G/1/PSおよび実際のネットワークでは2倍の1.5Mbpsに近い容量が必要となる．

3.3 ドキュメントサイズに対する遅延特性

2章で示したように，WWWトラヒックでは，メディア種別によってドキュメントサイズが大きく異なる．このようなトラヒックでは，設計指標として全メディアに一律の遅延時間を課すのではなく，メディアごとに異なる品質指標を設定し，設計を行う方が自然である．特に，WWWトラヒックでは，全体の80%以上がテキストや画像などのサイズの小さいドキュメントで構成されている．このため，ネットワーク容量に余裕のない場合には，テキストのようなサイズの小さなドキュメントだけでも遅延時間を保証したいというような場合も十分ありうる．このためにはドキュメントサイズと遅延時間の関係を明らかにする必要があるが，この際，各サイズのドキュメントの遅延時間，すなわちサイズ x が a であるドキュメントの平均遅延時間 $E[T|x=a]$ を求めるだけでは不十分である．実際この値は，M/M/1/PS, M/G/1/PS共に次式で与えられ，その値は等しくなる [40].

$$E[T|x=a] = \frac{a}{C(1-\rho)} \tag{3.2}$$

しかしながら，各サイズに対する平均遅延時間が等しくても，サイズの分布が異なればドキュメントのグループであるメディアとしての性能には差が生じる．そこで，ここではサイズが一定値以下のドキュメントの平均遅延時間を考える．M/G/1/PSモデルにおいて，サイズ x が a 以下のドキュメントの平均遅延時間 $E[T|x \le a]$ は，上式に式 (2.5) の密度関数を乗じて x を a まで積分すればよく，次式のように求まる．

$$E[T|x \le a] = \int_0^a \frac{1}{C(1-\rho)\sqrt{2\pi}} \times exp\left[-\frac{(\log x - \zeta)^2}{2\sigma^2}\right] dx \tag{3.3}$$

同様に，M/M/1/PSモデルの場合は次式のように求めることができる．

$$E[T|x \le a] = \int_0^a \frac{x}{C(1-\rho)} \lambda e^{-\lambda x} dx \tag{3.4}$$

中継線が 512Kbps, 768Kbps, 1.5Mbps の場合について，式 (3.3), (3.4) から求めたドキュメントサイズに対する遅延特性を図 3.10, 3.11, 3.12 に示す．

なお，図中には，トレースデータ駆動型シミュレーションによる結果を併せて示している．また，垂直の線は左から順に，テキスト，画像，音声，映像の 95%サイズに相当する．したがって，この線と各グラフの交点は各メディアの平均遅延時間に対する近似的な指標とみなすことができる．図 3.10〜 3.12 から，遅延時間分布の場合と同様，M/G/1/PS は，中継線容量が大きく，負荷の低い場合ほど，トレースデータ駆動型シミュレーションと結果が一致していることがわかる．一方，M/M/1/PS は負荷に関わらず大きな差が生じている．特に，M/G/1/PS とトレースデータ駆動型シミュレーションでは，サイズの増加に伴い遅延時間がゆるやかに増加するのに対し，M/M/1/PS は 10Kbyte 付近で遅延時間が急速に増加することがわかる．これも指数分布が，対数正規分布に比べてすその部分が短く，平均値周辺の値を取る確率が高いことが原因である．このため，M/M/1/PS では画像，音声，映像の平均遅延にほとんど差が見られない．一方，M/G/1/PS とトレースデータ駆動型シミュレーションでは，各メディアによって遅延時間に差が生じており，提案したモデルがこのような実際のネットワークの挙動を再現していることがわかる．

このような遅延特性がネットワーク設計に与える影響を定量的に示すために，一例として中継線が 768Kbps の場合について，各メディアの 95%サイズ以下のドキュメントの平均遅延時間を表 3.2 に示す．表 3.2 からも，M/M/1/PS ではメディアによる遅延時間の差が小さく，特に画像，音声，映像では，その差がなくなっていることがわかる．一方，M/G/1/PS ではメディア種別に

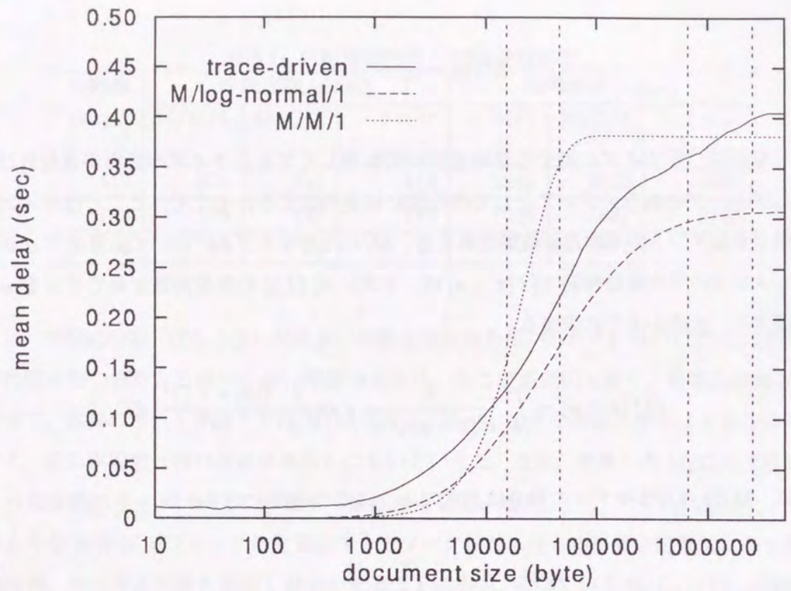

図 3.10: サイズに対する遅延特性 (C: 512Kbps)

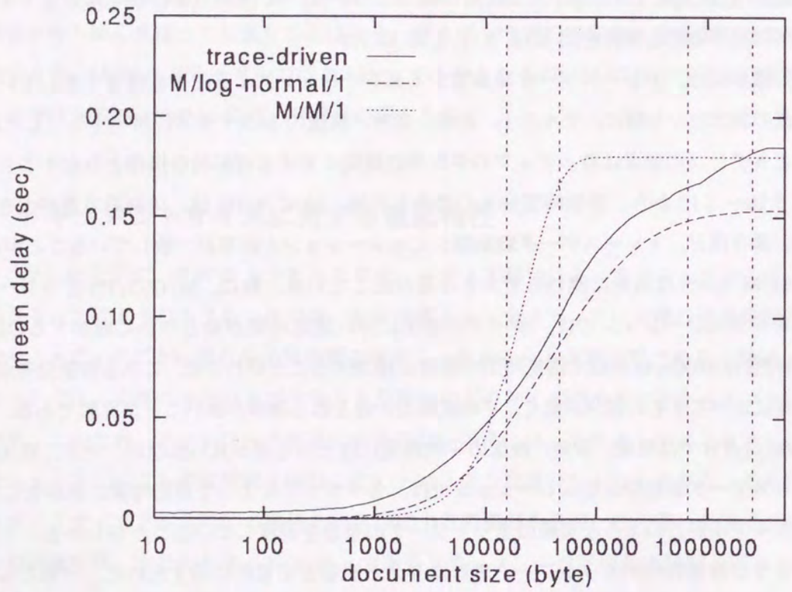

図 3.11: サイズに対する遅延特性 (C: 768Kbps)

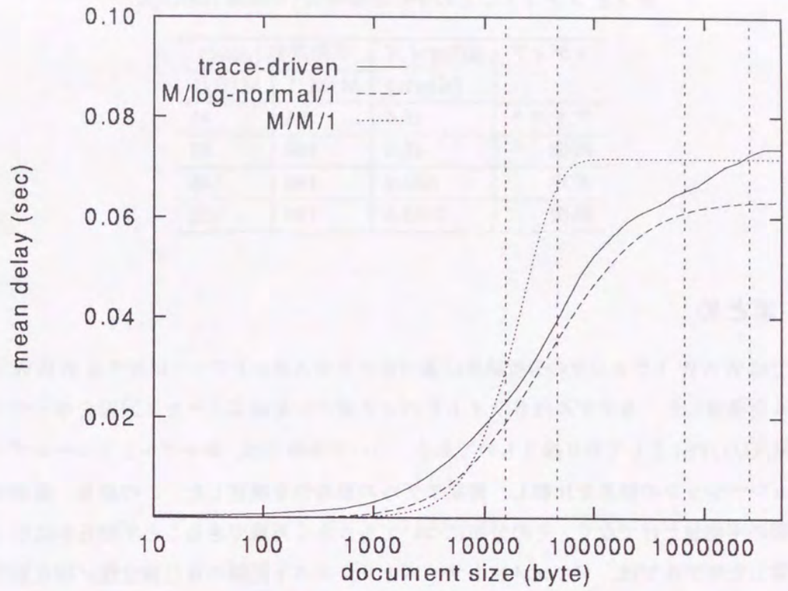

図 3.12: サイズに対する遅延特性 (C: 1.5Mbps)

より遅延時間に差が生じており，特にテキストと音声・映像では，その差が 3 倍以上となっている．したがって，メディアによる遅延時間の差をとらえる本モデルを使用すれば，中継線容量を適切に抑えた設計を行うことができる．例えばサイズの小さなテキストに対する遅延時間は 50msec 以内とし，その他のメディアは 150msec まで遅延を許容するといった場合を考える．この場合，本モデルを用いると表 3.2 から中継線を 768Kbps とすれば良いことがわかる．しかしながら，テキストの遅延時間を 50msec とするために全メディアにこの条件を課した場合には表 3.1 から中継線容量を 1.5Mbps としても条件を満足することはできない．

一方，表3.2からM/M/1/PSでは平均遅延時間は，その収束が早いだけでなく，テキストや画像など，サイズの小さなメディアではM/G/1/PSの2倍近い値となっている．したがって，M/M/1/PSモデルは，前述のように99%遅延を小さく見積るにもかかわらず，逆にサイズの小さなドキュメントに対する遅延は大きく見積る傾向があることがわかる．このことはM/M/1/PSがネットワーク設計者の意図と，逆の特性を持つことを意味する．なぜなら，M/M/1/PSは全メディアに対して遅延時間を保証するような品質の高いネットワーク設計を行う場合には，回線容量を小さめに推定し，一部のメディアの遅延時間のみを保証するような低廉なネットワークを設計しようとする際には，逆に回線容量を大きめに推定するからである．

表 3.2: メディアごとの平均遅延時間 (中継線 768Kbps)

メディア	95%サイズ (Kbyte)	平均遅延 (msec)	
		M/M/1	M/G/1
テキスト	15.4	74	45
画像	46.0	166	86
音声	667.2	180	148
映像	2552.5	180	153

3.4 まとめ

本章ではWWW トラヒックの分析結果に基づきアクセスネットワークに対するWWW トラヒックモデルを提案した．本モデルは各サイトとバックボーンを結ぶアクセス回線を単一サーバ待ち行列 (M/G/1/PS) として取り扱うものである．ついで本章では，本モデルとトレースデータ駆動型シミュレーションの結果を比較し，提案モデルの妥当性を検証した．この結果，提案モデルが遅延時間の平均値だけでなく，その分布についてもうまく再現できることが明らかになった．また，提案したモデルでは，ドキュメントサイズとリクエスト間隔の自己独立性／相互独立性が仮定されているが，提案モデルがトレースデータ駆動型シミュレーションに近い結果を与えることから，ドキュメントサイズやリクエスト間隔の持つ自己相関/相互相関がトラヒックモデルに大きな影響を与えないことが明らかになった．

ついで本章では，提案モデルを用いてWWW トラヒックの遅延時間分布について検討した．この結果，実際のネットワークでは，従来よく用いられてきた指数分布に基づく M/M/1/PS モデルより大きな遅延を持つ事象が発生しやすいことが明らかになった．このことは品質の高いネットワークを設計する際には重要な特性となる．なぜなら，たとえ全体として確率的に小さい事象であっても非常に大きな遅延が発生すれば，ユーザの満足度は大きく低下することが予想されるからである．最後に本章ではWWW トラヒックのドキュメントサイズがメディアによって大きく異なることを考慮し，ドキュメントサイズと遅延時間の関係について検討を行った．具体的には提案モデルを利用して，あるサイズ以下のドキュメントの平均遅延時間を解析的に導出し，この95%値を求めることにより，メディア別の平均遅延時間に対する近似的な指標を提示した．本指標を用いればサイズの小さなテキストや，サイズの大きな映像ファイルに対し，それぞれ異なる設計指標を与えて設計を行うことができる．一方、上記の検討を通して指数分布に基づく M/M/1/PS モデルが与える誤差の影響も明らかにした．すなわち M/M/1/PS モデルは，希少事象的に発生する 99%遅延のような大きな遅延を小さく見積もり，テキストなどの小さなサイズのドキュメントの遅延時間を大きめに見積もることが明らかになった．このことは M/M/1/PS モデルを用いて，一部のメディアの遅延のみ保証するような低廉なネットワークを設計しようとすると，逆に不必

要に大きな容量を推定してしまうことを意味する．

第4章　キャッシュを有するネットワークの WWWトラヒック特性

レスポンスタイム向上を目的として，様々な手法がアクセスセスネットワークに適用されている．特にプロキシサーバによるドキュメントキャッシングを行う方法は，実装が容易で低コストなことから，ほとんどのアクセスネットワークに適用されている．ドキュメントキャッシングとはドキュメントの伝送に先立ち，そのコピーをプロキシサーバに保存しておくもので，再度同一のドキュメントが要求された場合には，サイト外のネットワークを使用することなくドキュメントを高速にユーザに伝送する方式である．しかしながらこれまで多数のキャッシング方式が提案されてきたにもかかわらず，その評価はヒット率を用いたものがほとんどであり，ネットワーク設計に不可欠な遅延時間に対する評価はこれまで行われていない．そこで本章では，まず代表的な３つのキャッシング方式を選定し，キャッシングが遅延時間に与える影響を把握する．

また従来のドキュメントキャッシュに関する研究では，キャッシュがWWW トラヒックに与える影響についてはほとんど検討されていない．そこで本章ではキャッシングがWWWのトラヒック特性に与える影響について検討する．具体的には，まずミスヒットとなり，実際のネットワークを用いて伝送されるドキュメントをシミュレーションによって求める．ついでそれらのドキュメントを対象に２章と同様の分析を行い，キャッシュによってWWW トラヒックを構成する分布やパラメータがどのように変化をするかを確認する．

また本研究では，前章までにWWW トラヒックモデルを提案した．本モデルはキャッシュを使用しないネットワークを前提としたものであるが，遅延時間の平均値だけでなくその分布までうまく再現できる．しかしながら，ほとんどのアクセスネットワークでキャッシュが用いられていることから，このような一般的なネットワーク環境に対する提案モデルの適用性を確認することは必須となる．このため，先の分析結果に基づくトラヒックモデルを再構築し，再度トレースデータ駆動型シミュレーションとの比較を行う．

また提案したモデルを実ネットワークの設計に使用するには，事前にパラメータを決定する必要がある．特にキャッシュ容量はネットワーク毎に大きく異なることが予想され，パラメータセッティングは特に重要となる．このため, シミュレーションを通してキャッシュ容量とモデルパラメータの関係を求め，その結果を基に提案モデルを実際のネットワーク設計に使用する際の問題点について論じる．

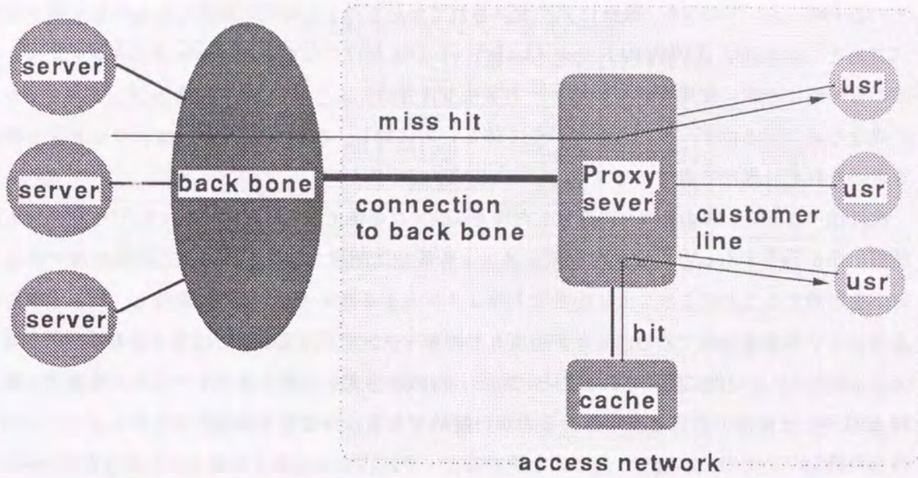

図 4.1: アクセスネットワークモデル

ここで以下に用いるアクセスネットワークモデルについて触れておく．以下では図 4.1 に示すアクセスネットワークモデルを用いる．本モデルでは図 3.1 のモデルのプロキシサーバにキャッシュが追加されている．したがって通常ドキュメントは，図 3.1 の場合と同様，外部のサーバから中継線，加入者線を通してユーザへ伝送される．しかしながら要求されたドキュメントがキャッシュ内に存在する場合には，中継線を使用することなく，キャッシュからユーザに直接伝送される．なおアクセス回線における処理規律等，その他の仮定については３章と同様である．

4.1　キャッシング方式

本節では以下の分析／モデル化で考慮する３つのキャッシング方式について説明する．キャッシュの容量は有限であるから，時間の経過に伴いキャッシュはドキュメントで一杯になる．キャッシュがドキュメントで満たされた時，新たなリクエストが生じると，新しいドキュメントを収容するに十分なディスク容量を確保するため，なんらかの規律に従い，もっとも重要性が低いと考えられるドキュメントから順に削除していく必要が生じる．一般に，この規律はキャッシングポリシー（方式）と呼ばれ，本論文では代表的なLRU 法，SIZE 法，FRQUENCY 法と呼ばれる３つのキャッシングポリシー式を対象としている．なお，これまで提案されているほとんどのキャッシング方式が，この３つの方式の組み合わせで整理できる [18].

まず，最初の方式はもっとも一般的な手法でありLRU (Least-Recently-Used) と呼ばれる．こ

れは新しいドキュメントほどアクセスされる確率が高いとするものであり，キャッシュに蓄えられているドキュメントのうち，最後にアクセスされてからもっとも時間の経過したものを削除する方式である．本方式はWWWのドキュメントキャッシュだけでなくコンピュータのキャッシュメモリの管理等にも広く使用されている．一方メモリキャッシュとWWWのドキュメントキャッシュの異なる点は前者はデータの大きさが全て等しいのに対し，後者（WWW）はドキュメントの大きさがそれぞれ異なる点である．

次に述べるSIZE法はこの点に注目したキャッシング手法である．この方法ではドキュメントの新旧にかかわらずもっとも大きなドキュメントを最初に削除する．これは1つの大きなドキュメントを削除することにより，より小さなドキュメントを多数キャッシュ内に保持し，ヒット率を向上させようとする方式である．したがって3つのキャッシング方式の中ではもっとも多数のドキュメントがキャッシュ内に蓄積されることになる．なお本方式を実際のネットワークに採用する際にはLRU等, その他の方式と併用されるのが一般的である．なぜならSIZEではドキュメントの古さを考慮しないため，単独でこの方式を用いるといずれ古く小さなドキュメントのみがキャッシュ内に蓄積されることになるからである．しかしながら本研究では，その特性を明らかにするため，あくまでSIZE法が単独で用いられるものとして以下の分析を進める．最後の方法は，以上の2つの手法に比べ，より直感的な方法である．これはFREQUENCY法 (以下FRQ法）と呼ばれる．本方式では，各ドキュメントのアクセス回数を保持しておき，もっともアクセス回数の小さなドキュメントを最初に削除するものである．

いいかえれば，LRU及びFRQ法は次にアクセスされる確率の高いドキュメントをキャッシュに残すことにより，SIZE法はキャッシュ内のドキュメント数を増やすことによりヒット率を高めようとするものである．

4.2 各キャッシング手法を用いた場合の遅延時間分布

本節では，各キャッシング方式を用いた場合のアクセス回線における遅延時間分布を求め，その特性について検討する．遅延時間分布の導出には，やはりトレースデータ駆動型シミュレーションを用いた．すなわち，前述の“delegate”が出力するアクセス記録（各ドキュメントのサイズ，到着時刻およびURL）を，時系列を保ちながら，シミュレーションプログラムへの入力とし，キャッシング方式についてもシミュレートするようにした．また，このアクセス記録にはドキュメントのURLと共に，ユーザがキャッシュすることを拒否するかどうか (no-proxy ドキュメント）が明示されている．シミュレーション時には．これらのドキュメントやCGIドキュメントはキャッシュしないものとした．ただし，純粋な各方式の特性を明らかにするため，ドキュメントの有効期限 (expire-time) については考慮せず，キャッシング方式によってキャッシュから追い出される

表 4.1: 各キャッシング方式の性能

キャッシング ポリシー	ヒット率 (%)	重み付きヒット率 (%)	平均遅延 (msec)	99%遅延 (msec)
LRU	40.89	32.52	188	2527
SIZE	51.63	24.98	224	3225
FRQ	28.47	24.58	226	2873
キャッシュなし (512Kbps)	N/A	N/A	413	4810
キャッシュなし (756Kbps)	N/A	N/A	190	2132

まで保持されるものとしている．以下で用いるモデルは図 4.1 において，中継線容量を 512Kbps, アクセスネットワーク内のホスト台数を 1000 台，またキャッシュ容量を 1Gbyte としたものである．ただし，アクセス記録に含まれるホスト台数は約 500 台のため，ここでも前半 7 日と後半 7 日のデータを合成し，ホスト 1000 台分のデータを作成している．なお，ここで用いるアクセス記録とは 2 章における (II) 大阪大学の記録であり，特にネットワーク設計で重要となる最繁忙時間（18〜20 時の 2 時間，7 日分で計 14 時間）のデータを用いている．なおこの間の平均トラヒックは 290kbps，総リクエスト数は約 14 万リクエストである．

まず，表 4.1 に，各キャッシング方式のヒット率，重み付きヒット率，平均遅延時間，99%遅延時間を示す．ここで，重み付きヒット率とは，総伝送バイト数に対するキャッシュヒットしたドキュメントの伝送バイト数の割合である．また，表中には中継線がそれぞれ 512Kbps と 756Kbps で，キャッシュを使用しない場合の結果を併せて示している．前者は，同一環境下でキャッシュを使用しない場合の性能を意味する．一方，後者はもっとも性能の良かった LRU と平均負荷が等しくなるよう中継線の容量を定めたもので，キャッシュと同等の効果を得るべく中継線を増強した場合に相当する．したがって，各キャッシング方式との比較により，それぞれキャッシュの効果，キャッシュが遅延時間特性に与える影響を考察することができる．また，得られた遅延時間分布を図 4.2 に，そのすそのを拡大したものを図 4.3 に示す．なお，図中の “without cache” とはキャッシュを使用せず中継線容量を 756Kbps とした場合（LRU と同等の効果を得るべく中継線を増強した場合）の遅延時間分布である．まず，表 4.1 から，キャッシュを使用した場合，中継線に流入するトラヒックが 2 割から 3 割減少すると共に，遅延時間も大幅に減少しており，キャッシュの効果がいずれの場合も非常に高いことがわかる．キャッシュのヒット率は約 40%でありこれは [18] の結果とほぼ一致してる．また，3 つの手法の中では LRU 法が平均遅延時間，99%遅延時間共にもっとも小さく，もっとも良い性能となった．これに対し，SIZE 法はヒット率こそ高くなるものの，遅延時間は増大して性能はむしろ悪化している．これはキャッシュ内に小さなドキュメントを残すため，ミスヒットするドキュメントのサイズが結果として大きくなるためである．一方，FRQ 法は意外なことにすべての指標で LRU 法より低い性能となった．これは，ドキュメントのアクセス間

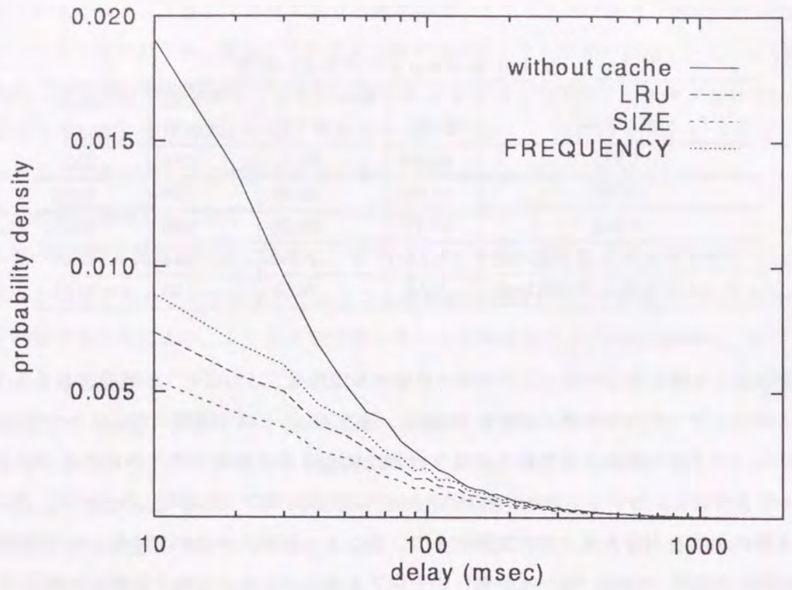

図 4.2: 各キャッシング方式を適用した際の遅延時間分布 (全体)

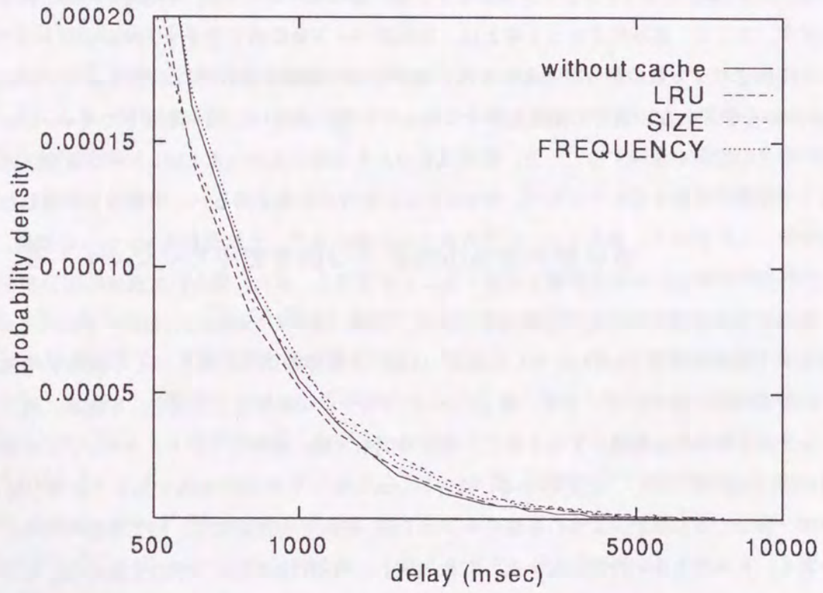

図 4.3: 各キャッシング方式を適用した際の遅延時間分布 (すその部分)

隔がキャッシュ容量に比して非常に大きい (一週間以内に一度しかアクセスされないようなドキュメントが約 7 割を占めるにも関わらず，1GByte のキャッシュが約 1 日で一杯となる) ことが原因であると思われる．すなわちドキュメントが短時間に連続してアクセスされない限り，カウンタが有意なアクセス回数を記録する前にキャッシュから追い出されてしまうものと思われる．したがってFRQ 法については，キャッシュ容量を増やすことにより，性能が向上する可能性が残されている．一方，LRU の性能が比較的良いことから，新しいドキュメントほどアクセスする確率が高いとするこのシンプルな手法が，WWW のアクセスパターンをうまく表現していることが分かる．

ついで，本節の主眼である遅延時間分布について検討する．まず，図 4.2 から，各キャッシング方式いずれの場合も，分布の最初の部分では，キャッシュを使用しない場合 (中継線が 756kbps の場合) に比べ，その確率が低くなっていることがわかる．一方，図 4.3 から，キャッシュを使用しない場合は，分布のすその部分で遅延が急速に減衰するのに対し，キャッシュを使用する場合にはその度合が比較的ゆるやかで，すそのがより長くなっている．実際，表 4.1 でもキャッシュを使用せず，中継線を 756kbps とした 場合には，99%遅延は 2132msec と低い値となっている．したがって，キャッシュによって負荷軽減を図った場合には，平均負荷が同等となるように回線容量を増やした場合に比べ，大きな遅延が発生する確率が高くなることになりこのことは，品質の高いネットワークを設計する際には十分考慮すべき要因となる．

キャッシュを有するネットワークがこのような遅延特性を持つ理由の一つとして，トラヒック特性の変化が考えられる．そこで，次節では，キャッシュを有するネットワークのトラヒック特性について分析を行なう．

4.3 キャッシュを有するネットワークの WWW トラヒック特性

2 章でキャッシュを使用しないネットワークでは，リクエスト間隔が指数分布に，ドキュメントサイズが対数正規分布にそれぞれ従うことを明らかにした．本章では，キャッシュによってこれらの分布がどのような影響をうけるか検討を行う．具体的には，ミスヒットドキュメントを対象としてリクエスト間隔とドキュメントサイズの分析を行なう．これは前節のシミュレーションにおいてアクセス回線の容量を無限大と仮定した場合に相当する．したがって本分析におけるキャッシュ容量は 1Gbyte である．なお分析手法は 2 章と同じであるから説明は省略する．

表 4.2 に得られた分析結果をまとめて示す．まず，ドキュメントサイズの分布にもっとも良く適合したのはキャッシュを用いない場合と同様，対数正規分布である．一例として LRU の場合のドキュメントサイズの分布を図 4.4 に示す．図 4.4 より，キャッシュを有するネットワークにおいても対数正規分布がドキュメントサイズにうまく適合していることが分かる．また，表 4.2 を見ると，SIZE の場合がもっとも顕著であるが，いずれのキャッシング方式でもキャッシュを用いない

表 4.2: WWW トラヒックの分析結果

分析対象		適合モデル	パラメータ	平均	分散
ドキュメントサイズ	LRU	対数正規分布	$\zeta = 11.59$	11,359	40,281
			$\sigma = 2.33$		
	SIZE		$\zeta = 11.90$	16,947	73,219
			$\sigma = 2.49$		
	FRQ		$\zeta = 11.48$	10,408	36,467
			$\sigma = 2.32$		
	キャッシュ無		$\zeta = 11.39$	9,779	34261
			$\sigma = 2.32$		
リクエスト間隔	LRU	指数分布	$\lambda = 1.92$	0.52	0.52
	SIZE		$\lambda = 1.57$	0.64	0.64
	FRQ		$\lambda = 2.32$	0.43	0.43
	キャッシュ無		$\lambda = 3.24$	0.31	0.31

場合に比べパラメータ ζ 及び σ の値が大きくなり，データの平均，分散も大きくなっている．これは，キャッシュを用いない場合に比べ，大きなドキュメントの割合が増加することを意味しており，このことが大きな遅延が発生する確率が高くなる一因である．

ついで，リクエスト間隔の分布にもっとも良く適合したのも，キャッシュを使用しない場合同様，指数分布である．一例として，LRU の場合を図 4.5 に示す．キャッシュヒットにより，リクエスト数が減少するため，表 4.2 ではヒット率の高いキャッシング方式ほどパラメータ λ が減少し，平均および分散が大きくなっているが，適合する分布関数自体に変化はなかった．

以上の結果より，前章で提案した M/G/1/PS モデルを用いてネットワーク設計を行なえる可能性があり，次節ではこのモデルの適合性について検討する．

4.4 キャッシュを有するネットワークに対する提案モデルの適合性

本章では，キャッシュを使用するネットワークに対する M/G/1/PS モデルの適合性について検討する．M/G/1/PS モデルは，やはり到着間隔の分布を前節で得られた指数分布とし，サービス時間の分布を前節の対数正規分布を回線速度 C で割った分布とすることで構築できる．ここでは，本モデルによるシミュレーションで得られた遅延時間分布とトレースデータ駆動型シミュレーションの結果を比較して，その適合性を検証する．シミュレーションモデルは，2 章と同じであるが，ここでは中継線容量を 384Kbps, 512Kbps, 768Kbps の 3 種類とし，合計 9 種類のシミュレーションを行なった．各キャッシング方式を用いた場合の平均遅延時間，及び 99%遅延時間の値を，表 4.3, 4.4, 4.5 に示す．また，一例として LRU 法における遅延時間分布を図 4.6, 4.8, 4.10

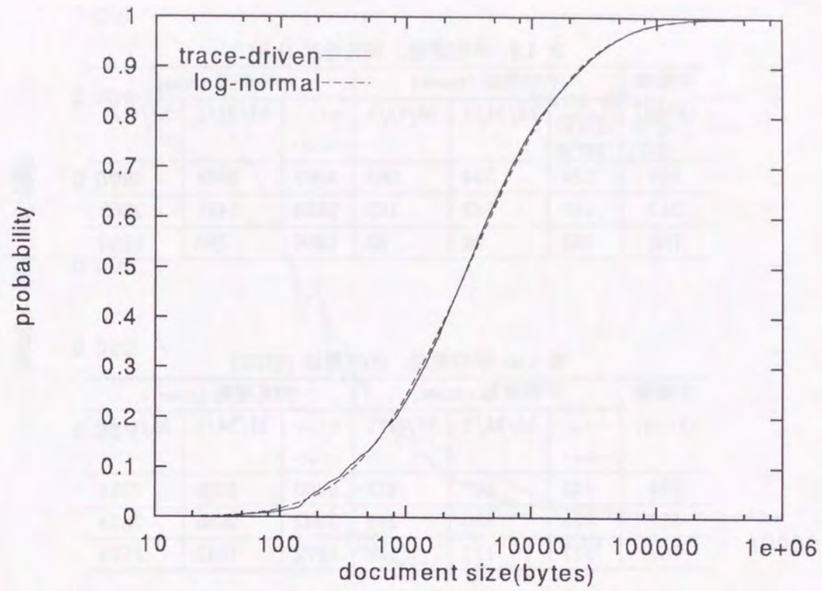

図 4.4: ドキュメントサイズ分布 (LRU)

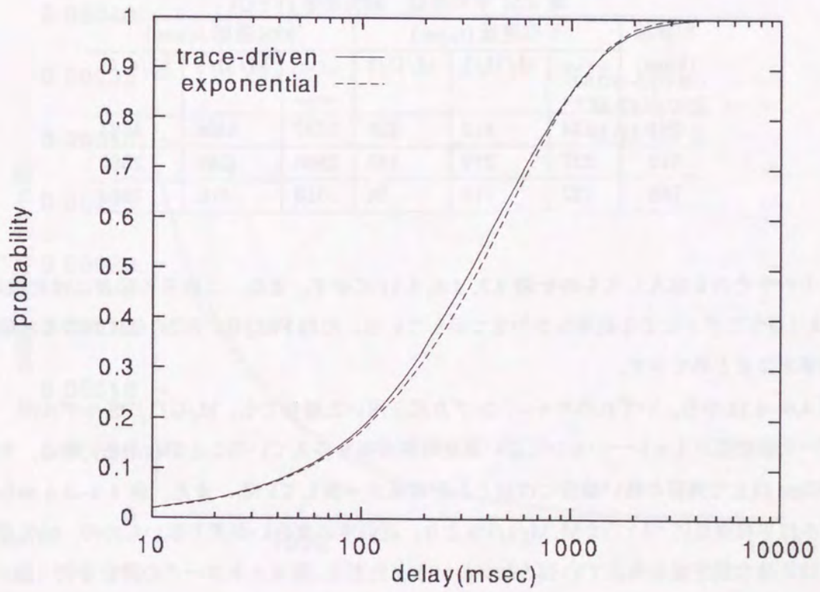

図 4.5: リクエスト間隔分布 (LRU)

表 4.3: 平均遅延，99%遅延 (LRU)

中継線 (kbps)	平均遅延 (msec)			99%遅延 (msec)		
	シミュレーション	M/M/1	M/G/1	シミュレーション	M/M/1	M/G/1
384	334	324	264	4562	2888	4067
512	188	183	155	2533	1491	2362
768	105	96	83	1366	780	1250

表 4.4: 平均遅延，99%遅延 (SIZE)

中継線 (kbps)	平均遅延 (msec)			99%遅延 (msec)		
	シミュレーション	M/M/1	M/G/1	シミュレーション	M/M/1	M/G/1
384	433	407	413	6260	4258	7094
512	225	220	216	3232	2085	3638
768	121	111	108	1672	1042	1775

表 4.5: 平均遅延，99%遅延 (FRQ)

中継線 (kbps)	平均遅延 (msec)			99%遅延 (msec)		
	シミュレーション	M/M/1	M/G/1	シミュレーション	M/M/1	M/G/1
384	434	413	328	5627	3406	4661
512	227	219	185	2886	1597	2585
768	122	111	96	1513	802	1363

に，そのすそのを拡大したものを図 4.7, 4.9, 4.11 に示す．また，これらの図表には比較のため，M/M/1/PS モデルによる結果もあわせて示している．なお FRQ 法，SIZE 法における遅延時間分布は章末にまとめて示す．

図 4.6~4.11 から，いずれのキャッシング方式を用いた場合でも，M/G/1/PS モデルが，トレースデータ駆動型シミュレーションに近い遅延時間分布を与えていることがわかる．特に，中継線が 512Kbps 以上で負荷の低い場合にはほとんど結果が一致している．また，表 4.3~4.5 からも，本モデルは平均遅延については M/M/1/PS より，近似度の度合いが若干悪いものの，99%遅延については正確な推定値を与えていることがわかる．ただし, 実ネットワークの設計を行う際には, その値が危険側であることに若干注意を要する．一方，M/M/1/PS モデルは，中継線容量にかかわらず，トレースデータ駆動型シミュレーションと大きく異なる遅延時間分布を与えている．特に

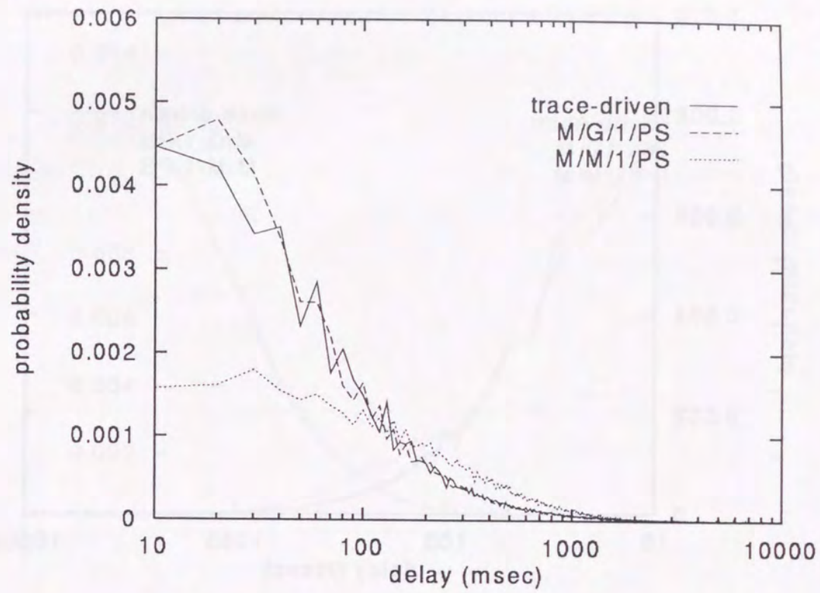

図 4.6: 遅延時間分布 (LRU 法, C: 384Kbps, 全体)

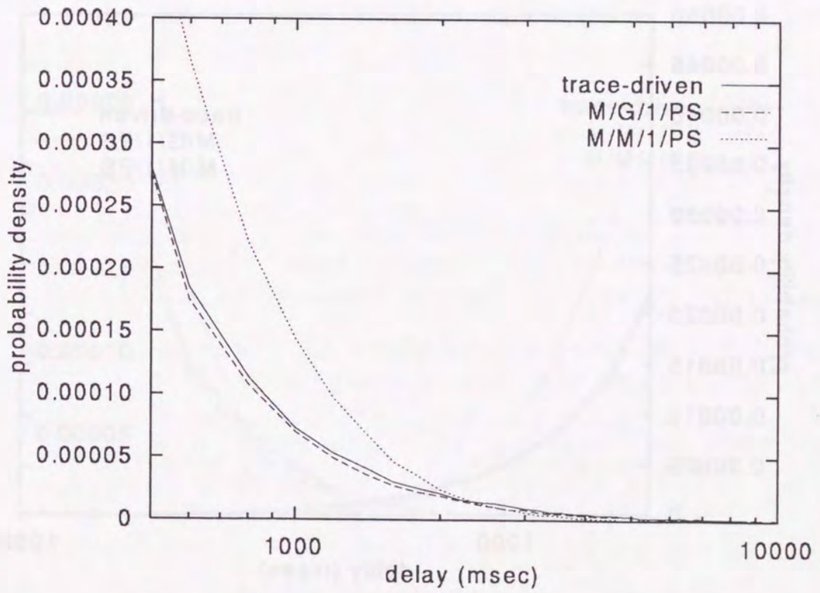

図 4.7: 遅延時間分布 (LRU 法, C: 384Kbps, すその部分)

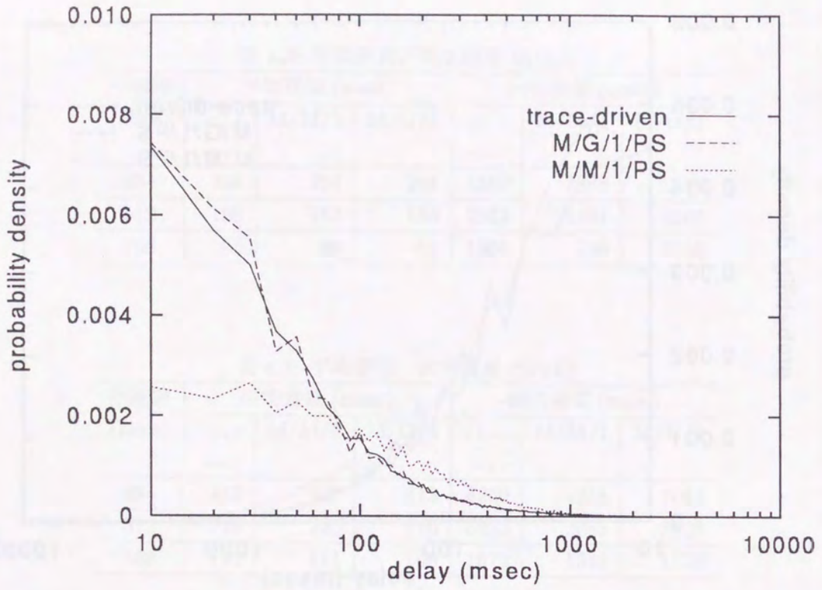

図 4.8: 遅延時間分布 (LRU 法, C: 512Kbps, 全体)

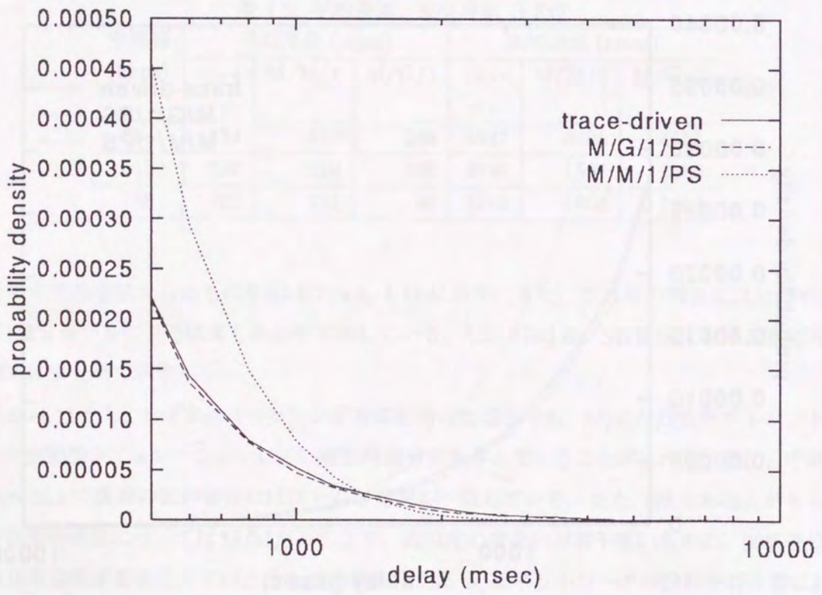

図 4.9: 遅延時間分布 (LRU 法, C: 512Kbps, すその部分)

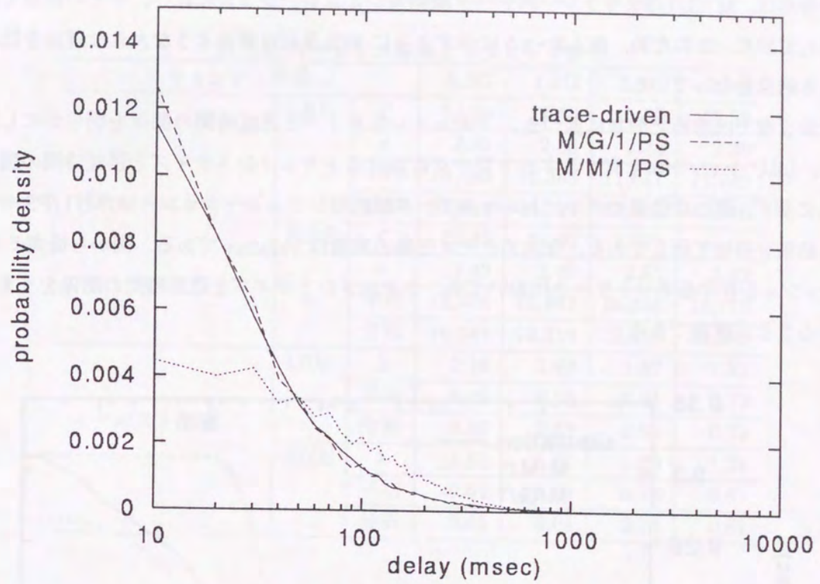

図 4.10: 遅延時間分布 (LRU 法, C: 768Kbps, 全体)

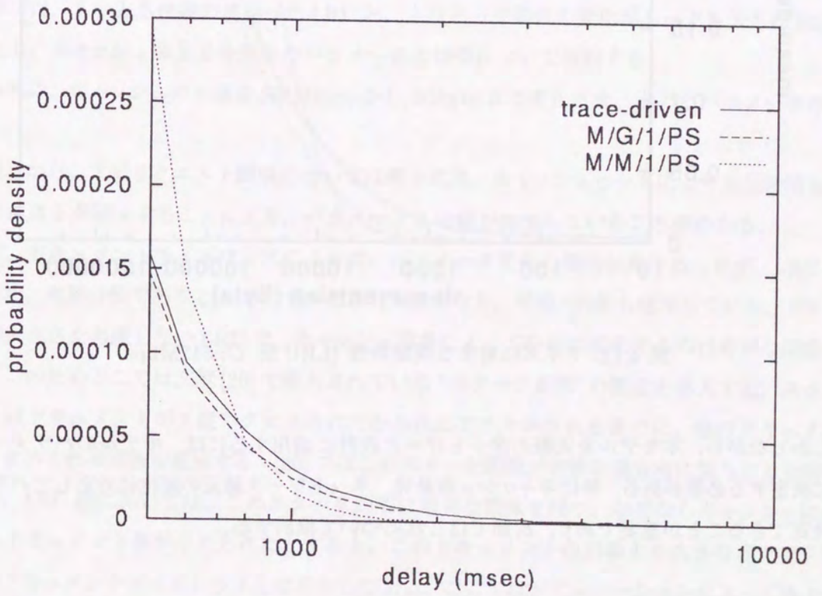

図 4.11: 遅延時間分布 (LRU 法, C: 768Kbps, すその部分)

その分布は，M/G/1/PS やトレースデータ駆動型シミュレーションに比べ，すその部分で急速に減衰しており，このため，表 4.3〜4.5 に示すように 99%遅延時間のような大きな遅延を低めに見積もる結果となっている．

なお 3 章では求めた分布に基づき，ドキュメントサイズと遅延時間の関係を明らかにした．参考に，LRU キャッシュを有するネットワークにおけるドキュメントサイズと遅延時間の関係を図 4.12 に示す．図には提案モデル，トレースデータ駆動型シミュレーション，M/M/1/PS モデルによる結果を併せて示してある．なおアクセス回線の容量は 512kbps である．図から提案モデルが，キャッシュを有するネットワークにおいても，ドキュメントサイズと遅延時間の関係をうまく再現できることが確認できる．

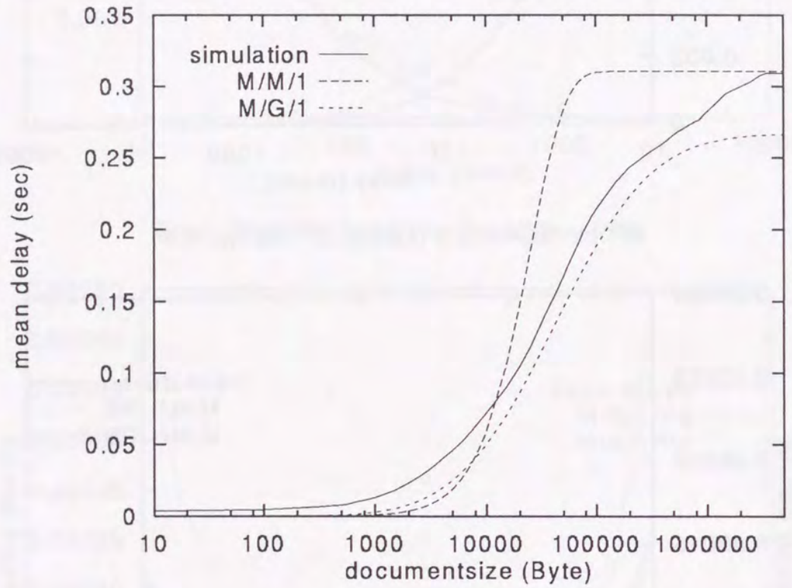

図 4.12: サイズに対する遅延特性 (LRU 法, C: 512Mbps)

しかしながら，本モデルを実際のネットワーク設計に適用するには，モデルのパラメータを事前に決定する必要がある．特にキャッシュ容量等，ネットワーク諸元の変化に対応してパラメータを決定できることが重要であり，次節ではこれについて検討する．

表 4.6: キャッシュ容量とトラヒック特性

キャッシュ容量			0.5G	1.0G	2.0G	3.0G
ドキュメントサイズ	LRU	ζ	11.56	11.59	11.59	11.59
		σ	2.31	2.33	2.35	2.36
		平均	10,880	11,358	11,617	11,749
		分散	37,664	40,281	42,208	43,210
	SIZE	ζ	12.23	11.90	11.77	11.61
		σ	2.43	2.49	2.52	2.42
		平均	19,845	16,947	16,056	12,778
		分散	79,541	73,219	72,054	50,589
リクエスト間隔	LRU	λ	2.19	1.92	1.57	1.37
		平均	0.46	0.52	0.64	0.73
		分散	0.46	0.52	0.64	0.73
	SIZE	λ	1.65	1.57	1.29	1.24
		平均	0.61	0.64	0.78	0.81
		分散	0.61	0.64	0.78	0.81

4.5 キャッシュ容量とモデルのパラメータ

本章では，もっとも性能の良かった LRU と，トラヒック特性の変化がもっとも大きな SIZE を対象とし，キャッシュ容量と各分布のパラメータの関係について検討する．

表 4.6 に，キャッシュの容量を 500Mbyte から 3Gbyte まで変化させ，求めたパラメータの値を示す．

表 4.6 から，まずリクエスト間隔については両方式共，キャッシュヒットにより単位時間あたりのリクエストが減少することにより，パラメータ λ の値が減少していることがわかる．

一方，ドキュメントサイズは方式によって，パラメータ変化の傾向が異なる．まず，LRU では対数平均，対数分散である ζ, σ がわずかながら大きくなり，平均・分散も増加している．ドキュメントの大きさを考慮しない LRU で，キャッシュ容量によって分布が変化するのは奇異な印象を与える．このためここでは文献 [20] で導入されている “スタック距離” の概念を導入する．スタック距離とはドキュメントが 1 度アクセスされてから次にアクセスされるまでに，他のドキュメントがアクセスされる回数を意味する．[20] ではこのスタック距離が対数正規分布に従うことを指摘している．LRU 法においては，このスタック距離は重要な意味を持つ．なぜならキャッシュに収容できるドキュメント数が与えられたとすると，このドキュメント収容数より大きなスタック距離を持つドキュメントがミスヒットとなるからである．ここではシミュレーションによって各ドキュメントのサイズとスタック距離を求めた．結果を図 4.13 に示す．本図では便宜上，横軸を 1Kbyte ごとに区間を区切り，各区間に含まれるドキュメントのアクセス間隔の平均値をプロットしてい

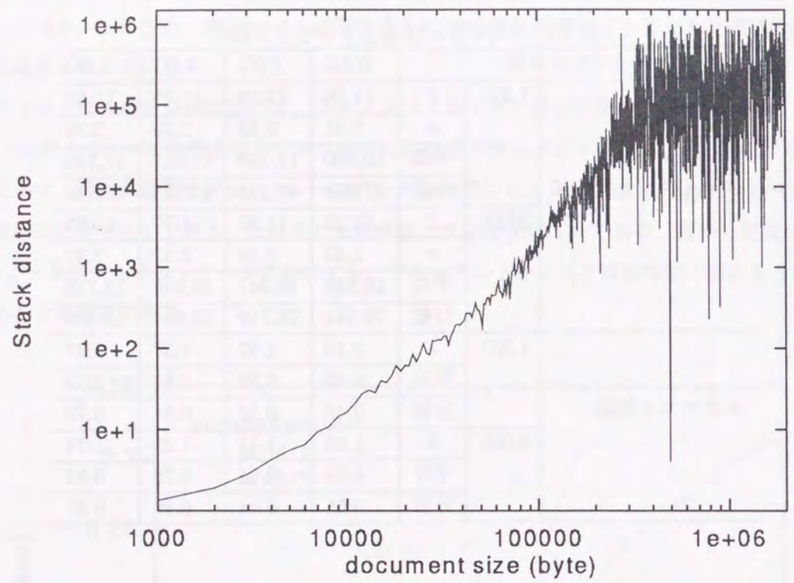

図 4.13: ドキュメントサイズとアクセス間隔

る．図から，20Kbyte 付近まではサイズが増加するに伴ない，アクセスの間隔が広くなっていることがわかる．前述したように LRU ではアクセス間隔が，キャッシュ内に収容できるドキュメント数より大きい場合，ミスヒットとなる．実際にキャッシュ内ドキュメント数を定義することは難しいが，本図によれば，一般に小さなドキュメントの方がよりヒットしやすいことになり，これが分布の平均・分散がわずかながら大きくなる原因であると思われる．一方，SIZE では，キャッシュ容量の増加に伴って ζ は減少し，σ の値は増加している．また，結果として平均と分散は減少する傾向にある．これはキャッシュ容量が増加すると，より大きなドキュメントがキャッシュ内に残され，ミスヒットとなって実際に伝送されるドキュメントのサイズが小さくなることが原因であると思われる．

キャッシュ容量による分布の変化をより明らかにするため，各場合の分布をグラフ化すると図 4.14, 4.15 のようになる．図 4.14 から，LRU の場合はグラフがほとんど一致しており，変化が非常に小さいことがわかる．一方，図 4.15 から，SIZE はキャッシュの容量増に伴ない，キャッシュを使用しない場合の分布に徐々に近づいていることがわかる．このことから，LRU については，キャッシュ容量の異なるネットワークの利用記録からパラメータを推定しても，ネットワーク設計に支障をきたさないことがわかる．一方 SIZE でも，キャッシュ容量がより小さなネットワークの利用記録を用いてパラメータを決定すれば，その平均，分散は実際より大きくなり，安全側

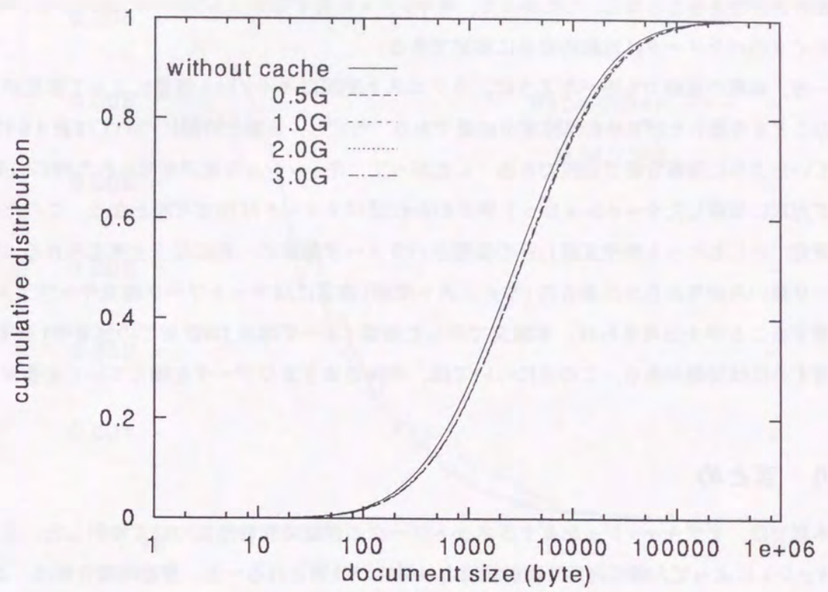

図 4.14: ドキュメントサイズ (LRU)

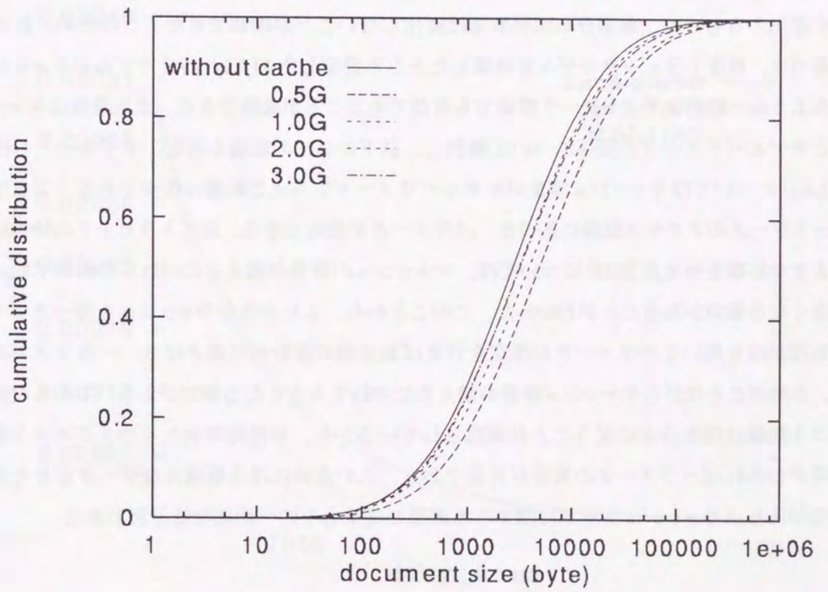

図 4.15: ドキュメントサイズ (SIZE)

の設計が行なえることなる．したがって，キャッシュを有するネットワークにおいてもドキュメントサイズのパラメータは比較的容易に推定できる．

一方，本章の冒頭でも述べたように，リクエスト間隔はキャッシュ容量によって変化が大きく，このことを考慮したパラメータ推定が必要である．ただし，最繁忙時間については表4.6にも示されているように指数分布で近似できる．したがって，キャッシュ容量が与えられた時に，キャッシング方式に依存したキャッシュヒット率がわかればパラメータは推定可能となる．このためには，本研究で示したヒット率や文献[18]の数値がパラメータ推定の一助になると考えられる．ただし，ユーザ数のみが与えられた場合の(リクエスト間隔)推定にはネットワーク環境やシステム環境が影響することが十分考えられ，本論文で示した数値(ユーザ端末1000台での到着率)をそのまま適用するには問題がある．この点については，今後さまざまなデータを揃えていく必要があろう．

4.6 まとめ

本章では，まずキャッシュを有するネットワークの遅延時間特性について検討した．この結果，キャッシュによって大幅に遅延時間が短縮され性能が改善される一方，遅延時間分布は，よりすそのが長くなり，大きな遅延が発生しやすくなることがわかった．次に本章ではキャッシュがWWWトラヒックに与える影響を分析した．この結果，キャッシュを通したトラヒックはパラメータは大きく変化するものの，確率分布関数事態は変化しないことが確認できた．このため，新たな分布に基づき，再度トラヒックモデルを構築したところ提案したM/G/1/PSモデルがキャッシュを有するような一般的なネットワーク環境でも有効であることが確認できた．また最後にキャッシュ容量とモデルパラメータの関係について検討し，以下の２つの結論を得た．まずもっとも性能のよいLRUについてはキャッシュ容量がモデルパラメータに与える影響は些少である．よって異なるネットワークのアクセス記録に基づき，パラメータが決定できる．次にトラヒックの特性にもっとも大きな影響を与えたSIZEについては，キャッシュの容量が増えるにつれ，分布の平均／分散が小さくなる傾向があることがわかった．このことから，より小さなキャッシュを持つネットワークの利用記録を用いてパラメータの推定を行えば安全側の設計が可能となる．一方リクエスト間隔は，当然のことながらキャッシュ容量が増えるにつれて大きくなる傾向がある．しかしながらリクエスト間隔は指数分布に従うことが確認されているから，単位時間あたりのリクエスト数とヒット率がわかればパラメータの推定が可能である．このためには今後様々なデータをそろえていく必要があるがキャッシュヒットに関する本研究の成果もその一助になると思われる．

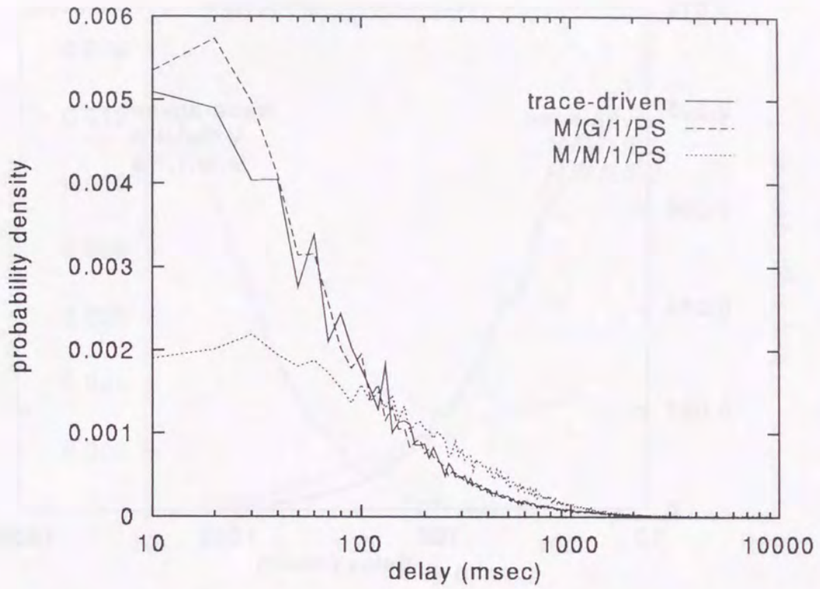

図 4.16: 遅延時間分布 (FRQ 法, C: 384Kbps, 全体)

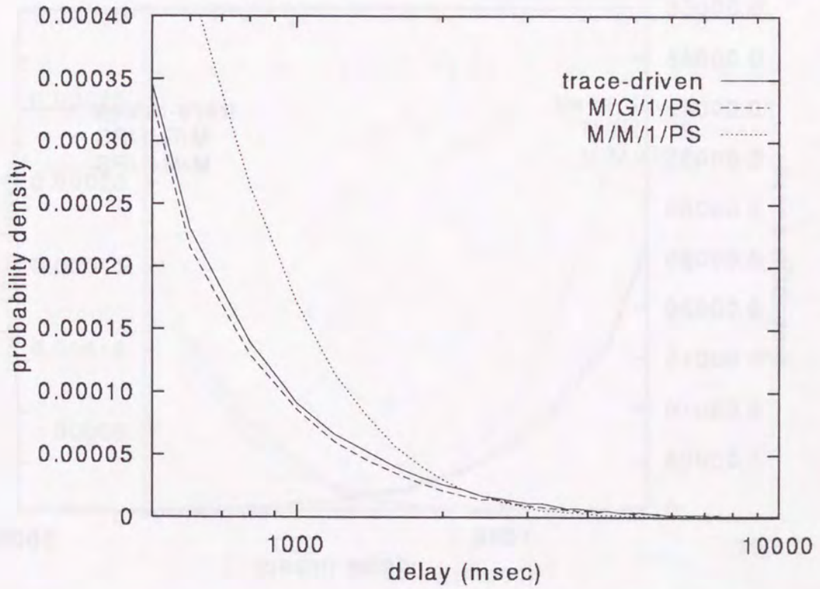

図 4.17: 遅延時間分布 (FRQ 法, C: 384Kbps, すその部分)

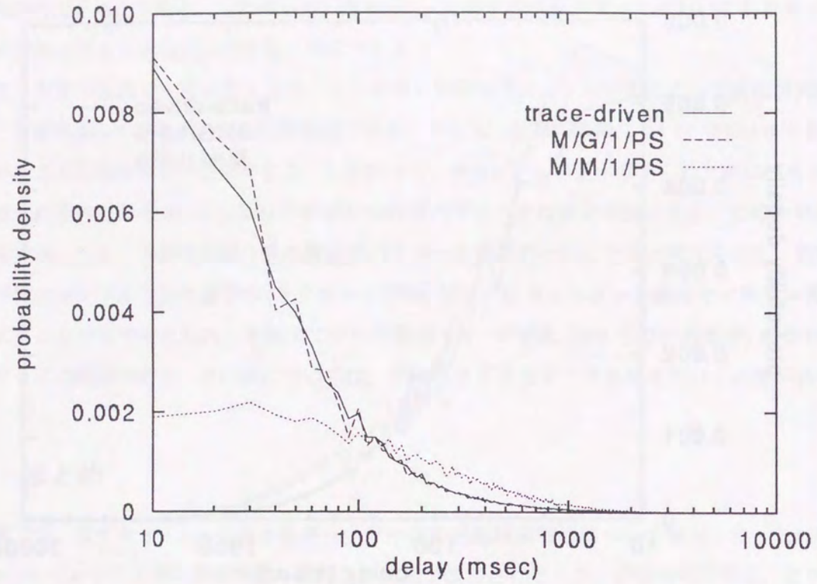

図 4.18: 遅延時間分布 (FRQ 法, C: 512Kbps, 全体)

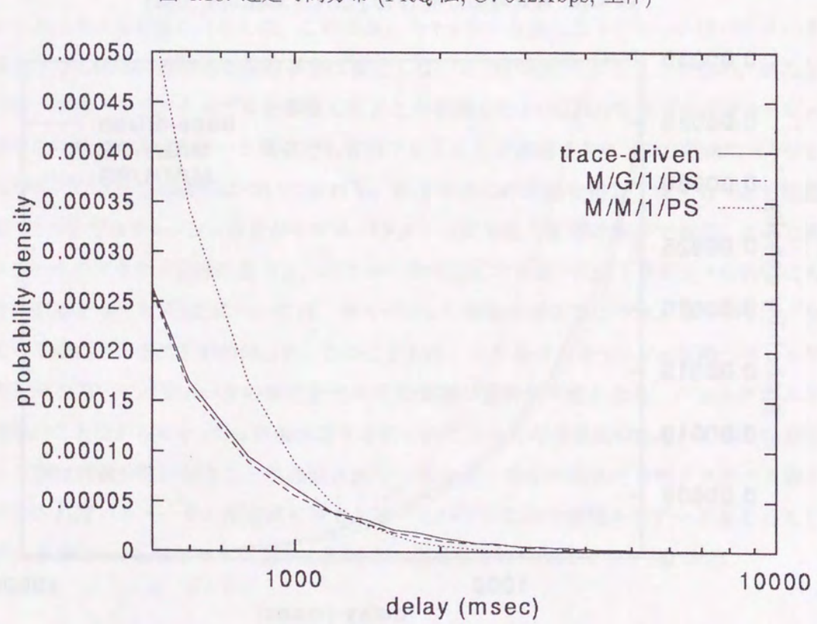

図 4.19: 遅延時間分布 (FRQ 法, C: 512Kbps, すその部分)

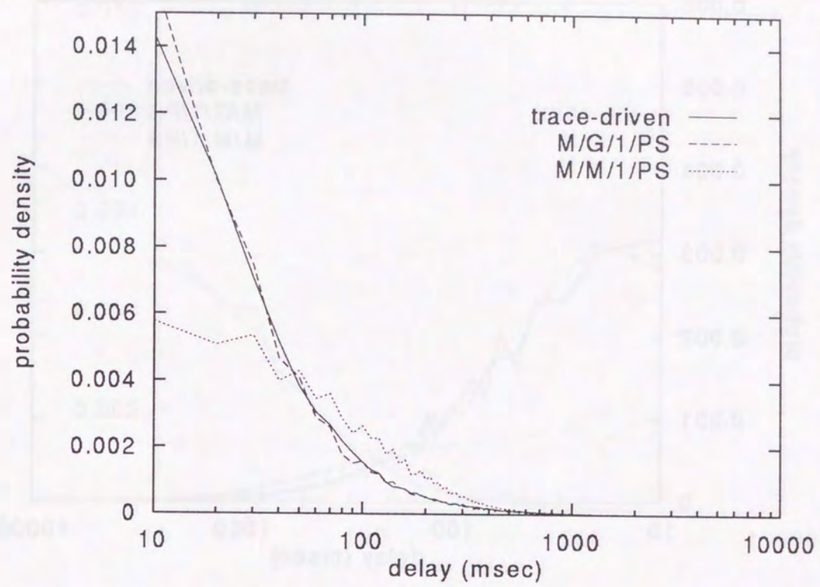

図 4.20: 遅延時間分布 (FRQ 法, C: 768Kbps, 全体)

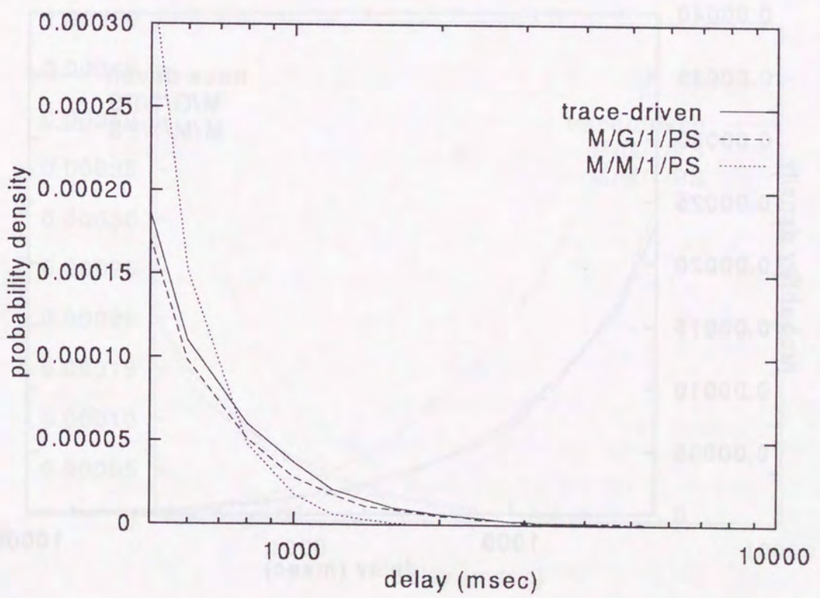

図 4.21: 遅延時間分布 (FRQ 法, C: 768Kbps, すその部分)

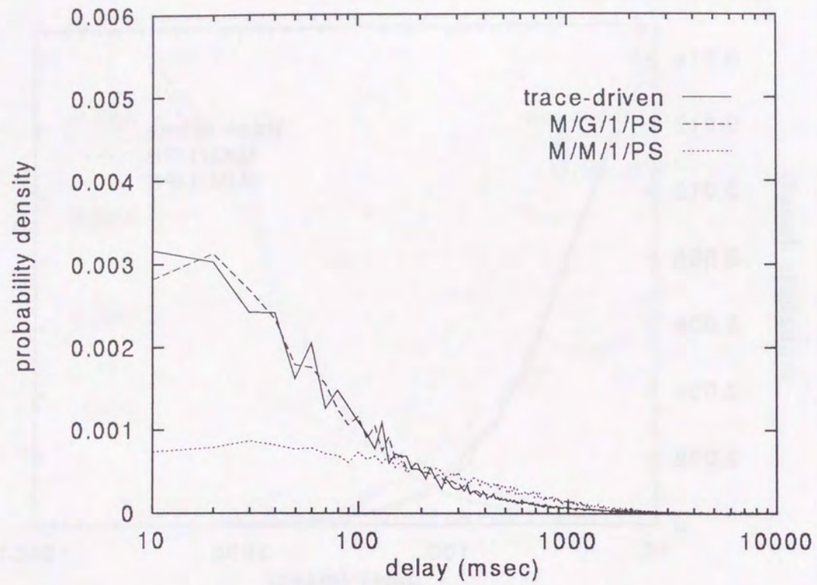

図 4.22: 遅延時間分布 (SIZE 法, C: 384Kbps, 全体)

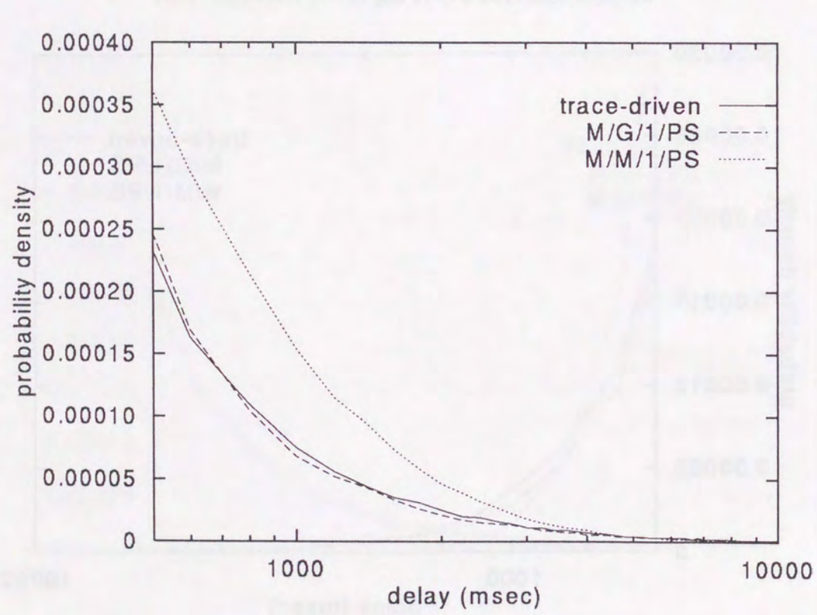

図 4.23: 遅延時間分布 (SIZE 法, C: 384Kbps, すその部分)

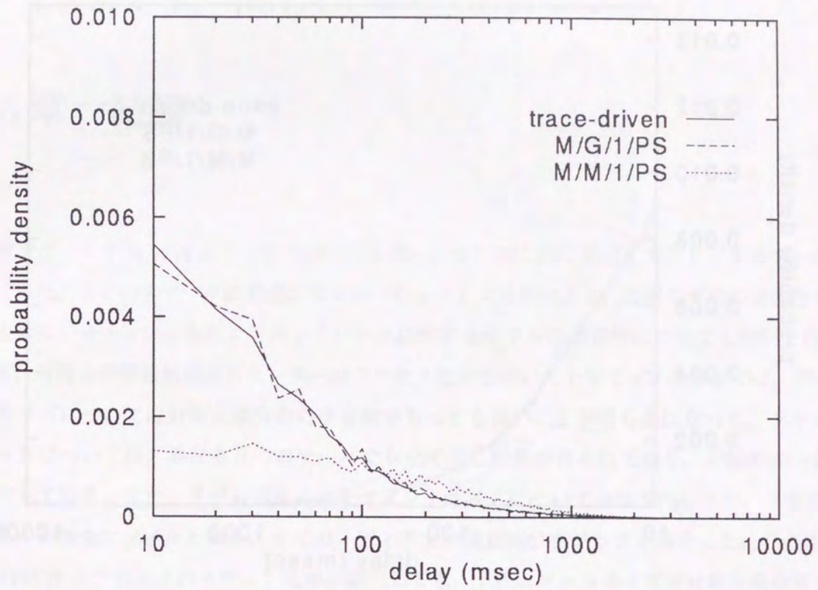

図 4.24: 遅延時間分布 (SIZE 法, C: 512Kbps, 全体)

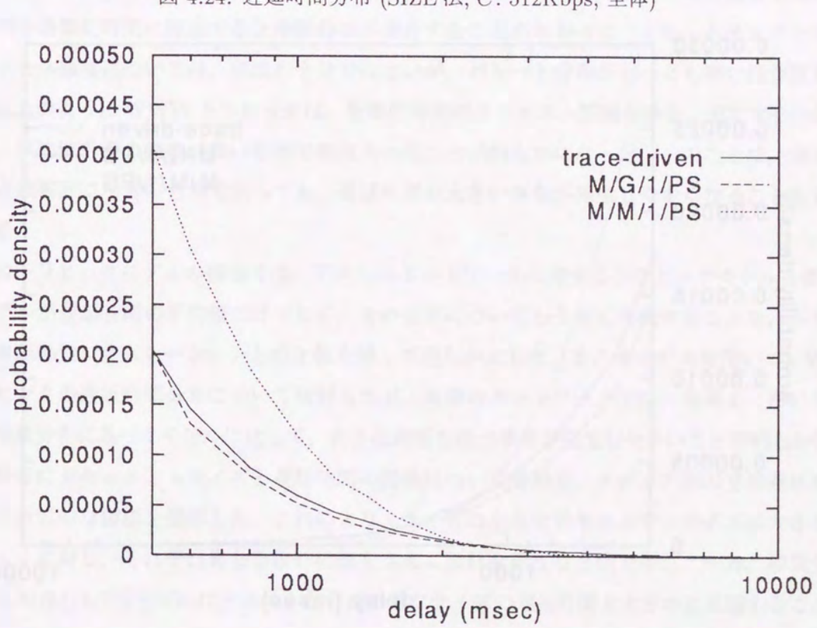

図 4.25: 遅延時間分布 (SIZE 法, C: 512Kbps, すその部分)

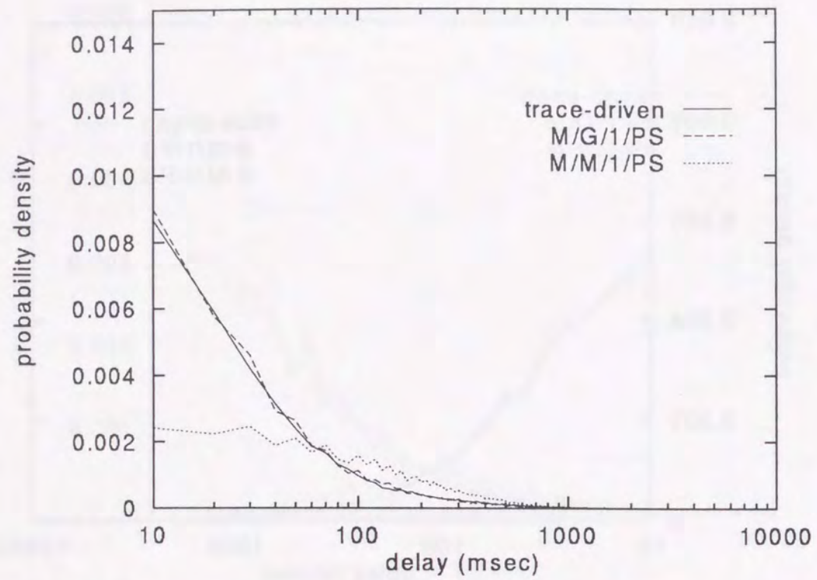

図 4.26: 遅延時間分布 (SIZE 法, C: 768Kbps, 全体)

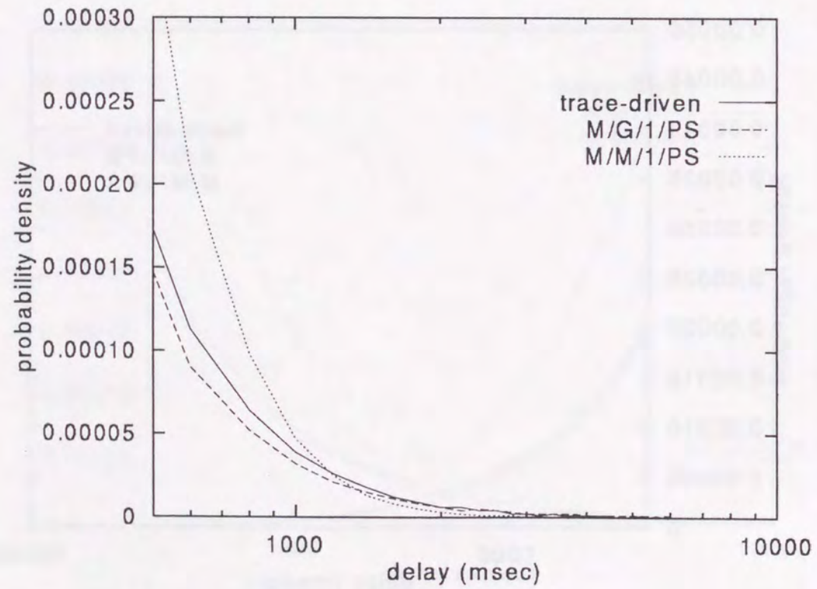

図 4.27: 遅延時間分布 (SIZE 法, C: 768Kbps, すその部分)

第5章　結論

本研究では，まずWWWトラヒックの分析を行い，ついでこれに基づくトラヒックモデルを構築した．また，トレースデータ駆動型シミュレーションとの比較により，提案モデルの妥当性を検討すると共に，キャッシュを有するネットワークに対するモデルの適合性についても検討を行った．

まず，大阪大学情報処理教育センターのアクセス記録を用いたトラヒックの分析では，ドキュメントサイズについては対数正規分布の適合度がもっとも高いことが明らかになった．ドキュメントサイズについては，異なる３つのサーバでも全て同じ結果が得られており，本結果の一般性が確認できている．また，メディア毎のドキュメントサイズについて分析を行ったが，一部のCGIファイルや映像ファイルを除き，全てのメディアで対数正規分布がうまく適合した．この事実は，今後WWWトラヒックのメディア比率が変化しても，ドキュメントサイズが対数正規分布で近似できることを示唆する．一方，リクエスト間隔についても対数正規分布がうまく適合したが，観測期間を最繁忙時間に限定すると指数分布が適合することがわかった．また，ドキュメントごとのアクセス頻度については，精度が十分ではないが，パレート分布がもっとも高い適合度を示した．以上のようにWWWトラヒックは，最繁忙時間のリクエスト間隔を除き，全てすその部分が長く，平均値近傍の確率が低い分布で構成されることが明らかになった．このことは，全体から見ると確率的に小さいものであっても，遅延時間が大きい事象が発生しやすくなることを意味している．

次にトラヒックモデルの構築では，アクセスネットワークに対するトラヒックモデルを提案し，本モデルが遅延時間の平均値だけでなく，その分布についてもうまく再現することを，トレースデータ駆動型シミュレーションとの比較を通して明らかにした．また本モデルを用いて，WWWトラヒックの遅延時間分布について検討したが，実際のネットワークでは，従来よく用いられてきた指数分布に基づくモデルに比して，大きな遅延を持つ事象が発生しやすいことが明らかになった．最後にドキュメントサイズと遅延時間の関係について考察し，メディア別の平均遅延時間に対する近似的な指標を提示した．これにより，サイズの小さなテキストや，サイズの大きな映像ファイルに対し，それぞれ異なる設計指標を与えて設計を行うことができる．一方，指数分布に基づくM/M/1/PSモデルはテキストなどの小さなサイズの遅延時間を大きめに見積もることが明らかになった．

最後に，キャッシュを有するネットワークのWWWトラヒック特性については，まずキャッシュ

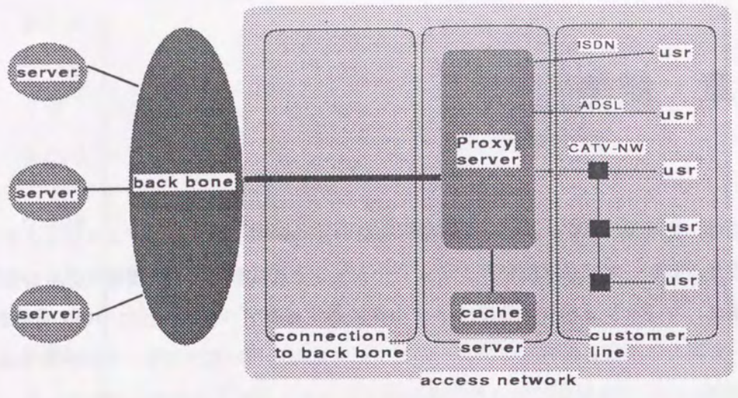

図 5.1: アクセスネットワークモデルの構成

を有するネットワークの遅延時間特性について検討した．この結果，キャッシュによって大幅に性能が改善される一方，遅延時間分布はよりすその部分が長くなり，より大きな遅延を持つ事象が発生しやすくなることがわかった．続いて，ミスヒットドキュメントを対象として，キャッシュがWWW トラヒックに与える影響を分析した．この結果，キャッシュを通したトラヒックはパラメータは大きく変化し，よりすその部分が長くなる傾向があるものの，確率分布関数自体は変化しないことがわかった．このため，再度 M/G/1/PS モデルを構築したところ，本モデルがキャッシュを有するような一般的なネットワーク環境でも有効であることが確認できた．また最後に，キャッシュ容量とモデルパラメータの関係について検討し，本モデルを実際のネットワーク設計に用いる際の問題点について論じ，可能な対応方法を示した．

しかしながら，本研究の結果を実ネットワークの設計に適用するには，問題点が残されている．本研究ではアクセスネットワークの内，バックボーンと各サイトを結ぶアクセス回線をモデル化したものであるが，実際のレスポンスタイムは図 5.1 に示した様に，バックボーン，加入者線，さらにはプロキシサーバにおける遅延を考慮する必要がある．この内，バックボーンについては文献 [41] でそのモデル化がおこなわれている．加入者線についても電話回線のような対称なネットワークについては本研究の成果が適用可能であると思われる．しかしながら，最近では ADSL やケーブルモデム等の非対称大容量伝送装置が実用化されており，これについてはさらに考慮が必要である．特にケーブルモデムにおいては，ユーザからアクセス回線に至る（上り）回線で，イーサネットと同様の衝突（collision）が発生するため，新たなモデルが必要であろう．また，特にサーバについては複数の異なるプロセスが協調しあうことから，モデル化については考慮が必要である．特にサイト内ユーザの多いサーバではアクセスが集中し，サーバにおける遅延が無視できない場合も想像できる．今後は，これらのネットワークエレメントに対するモデル化に取り組み，総合的なアクセスネットワークモデルの完成を目指す必要があろう．

また，残るもう一つの問題は TCP/IP 等の通信プロトコルによるプロトコルオーバヘッドや，トラヒック制御の考慮である．このような通信プロトコルの詳細な動きを数学的モデルに帰着させることは容易ではないが，何らかの上限値を与えるような実際的な取り組みが必要であると思われる．

謝辞

本研究を行うにあたり，その機会を与えて下さり，御指導，御教授を頂いた，大阪大学基礎工学部長の宮原秀夫教授に心から感謝致します．

また、本研究をまとめるにあたり、貴重なご助言をいただきました大阪大学大学院基礎工学研究科の橋本昭洋教授，菊野亨教授に心から感謝いたします．

また，本研究を行うにあたり，終始直接御指導してくださった，大阪大学大学院基礎工学研究科の村田正幸助教授に心から感謝致します．

また，熱心に討論していただいた，大阪大学大型計算機センターの下條真司助教授，高知工科大学電子・光システム工学科の馬場健一講師，大阪大学大学院基礎工学研究科の若宮直紀助手，大崎博之助手，ならびに同研究科情報ネットワーク学講座の皆様に感謝致します．

参考文献

[1] 日本インターネット協会, “インターネット白書,” インプレス, 1998.

[2] 郵政省, “通信白書,” 大蔵省印刷局, 1998.

[3] V. Paxson and S. Floyd, “The failure of poisson modeling”, in *Proceeding of SIGCOMM'94*, pp. 257–268, September 1994.

[4] V. Paxson, “Empirically derived analytic models of wide-area tcp connections,” *IEEE/ACM Transactions on Networking*, Vol. 2, No. 4, pp. 316–336, August 1994.

[5] M. Abrams, S. Williams, G. Abdulla, R. Ribler and E. A. Fox, “Multimedia traffic analysis using chitra95,” in *Proceedings of ACM Mulimedia'95*, pp. 267–276, 1995.

[6] M. Arlitt, “A performance study of internet web servers,” M. Sc. Thesis, University of Saskatchewan, 1996.

[7] J. M. Almeida, V. Almeida, D. J. Yates, M. F. Arlitt and C. Williamson, “Measuring the behavior of a world wide web server: the search for invariants,”, in *Proceedings of Seventh IFIP Conference on High Performance Networking (HPN)*, April 1997.

[8] M. E. Crovella and A. Bestavros, “Self-similarity in world wide web traffic evidence and possible causes”, in *Proceedings of the 1996 SIGMETRICS*, pp. 160–169, May 1996.

[9] S. Deng, “Emprical model of www document arrivals at access link,” in *Proceedings of ICC'96*, pp. 1797–1802, 1996.

[10] W. E. Leland, W. Wilinger, M. S. Taqqu and D. Wilson, “On the self-similar nature of ethernet traffic (extended version),” *IEEE/ACM Transactions on Networking*, Vol. 2, No. 1, pp. 1–15, February 1994.

[11] M. Arlitt and C. Williamson, “Web server workload characterization: The search for invariants”, in *Proceedings of ACM SIGMETRICS '96*, pp. 126–137, May 1996.

[12] 五十川 裕, 中島 伊佐美, 堀米 英明, 村上 英世, "サーバ集中トラヒックを処理する自律トラヒック分散方式の提案," 電子情報通信学会技術研究報告, pp. 19–24, December 1996.

[13] M. Baentsch, G. Molter and P. Sturm, "Introducing application-level replication and naming into today's web," in *Proceedings of 5th International WWW Conference*, 1996.

[14] V. Padmanabhan and J. Mogul, "Improving http latency," *Computer Networks and ISDN Systems*, Vol. 28, No. 1, pp. 25–39, December 1995.

[15] C. M. Bowman, P. B. Danzig, D. R. Hardy, U. M. M. F. Schwartz and D. P. Wessels, "Harvest: A scalable, customizable discovery and access system," Technical Report CU-CS-732-94, University of Colorado, 1994.

[16] D. Wessels and K. Claffy, "Evolution of the nlanr cache hierarchy," available at http://www.caida.org /Papers/ench.html.

[17] D. Wessels and K. Claffy, "Icp and the squid web cache," available at http://www.caida .org.Papers.

[18] S. Williams, M. Abrams, C. R. Strandridge, G. Abdulla, V. N. Padmanabhan and J. C. Mogul, "Removal policies in network caches for world-wide-web documents," in *Proceedings of ACM SIGCOMM '96*, 1996.

[19] J. E. Pitkow and M. M. Recker, "A simple yet robust caching algorithm based on dynamic access patterns," in *Proceedings of 2nd International WWW Conference*, 1994.

[20] A. B. C. Cunha and M. Crovella, "Characteristics of www client-based traces," Technical Report BU-CS-95-01, Boston University, 1995.

[21] R. Wooster, "Optimizing response time, rather than hit rates, of www proxy servers," Master's Thesis, Virginia Polyechnic institute and State University, 1996.

[22] 名部 正彦, 馬場 健一, 村田 正幸, 宮原 秀夫, "World–Wide–Web におけるユーザトラヒックの分析," 電子情報通信学会技術研究報告 (SSE96-90), pp. 91–96, September 1996.

[23] 名部 正彦, 馬場 健一, 村田 正幸, 宮原 秀夫 : "インターネット・アクセスネットワーク設計のための WWW トラヒックの分析とモデル化," 電子情報通信学会論文誌, Vol. J80-B-I, No. 7, pp. 428–437, June 1996.

[24] M. Nabe, K. Baba, M. Murata and H. Miyahara, "Analysis and modeling of www traffic for designing internet access networks," in *Proceedings of ITC-CSCC '97*, pp. 517–523, May 1997.

[25] 名部 正彦, 馬場 健一, 村田 正幸, 宮原 秀夫, "WWW トラヒック特性を考慮したアクセスネットワークの設計に関する検討," 電子情報通信学会技術研究報告 (SSE96-141), pp. 73–78, December 1996.

[26] 名部 正彦, 馬場 健一, 村田 正幸, 宮原 秀夫, "キャシングを考慮したWWWトラヒックの分析とモデル化," 電子情報通信学会論文誌, Vol. J81-B-I, No. 5, pp. 325–334, May 1998.

[27] 名部 正彦, 馬場 健一, 村田 正幸, 宮原 秀夫, "WWW トラヒックの分析とキャッシュを考慮したアクセスネットワークの性能評価," 電子情報通信学会技術研究報告 (CQ96–18), pp. 9–16, August 1996.

[28] 名部 正彦, 馬場 健一, 村田 正幸, 宮原 秀夫, "キャッシュを有するネットワークのWWWトラヒック特性," 電子情報通信学会技術研究報告 (SSE97–18), pp. 67–72, April 1997.

[29] M. Nabe, M. Murata and H. Miyahara, "Analysis and modeling of www traffic for designing internet access lines (extended version)," appeared to *the Perfomance Evaluation*, 1998.

[30] M. Nabe, M. Murata and H. Miyahara, "Analysis and modeling of www traffic for designing internet access lines," in *Proceedings of SPIE Conference on Performance and Control of Network Systems*, pp. 2–12, November 1997.

[31] S. Pederson and M. Johnson, "Estimating model discrepency," TechNometrics, Vol. 32, No. 3, pp. 305–314, August 1990.

[32] 佐藤 豊, "プロトコル中継システム delegate の開発," 電総研研究速報 TR-94-17, 1994.

[33] "Traces available in the internet traffic archive", available at http: //town.hall.org/Archives /pub/ITA/html/traces.html.

[34] R. B. D'AgostiNo and M. A. Stephans,"Goodness-of-Fit Techniques," Marcel Dekker Inc, 1986.

[35] W. Cook and D. Mumme, "Estimation of pareto parameters by numerical methods," Statistical Distributions for Scientific Work, pp. 127–132, 1980.

[36] S. Yashkov, "Processor-sharing queues: Some progress in analysis," Queueing Systems, Vol. 2, pp. 1–17, 1987.

[37] V. Jacobson, "Congestion avoidance and control," in *Proceedings of ACM SIGCOMM '88*, pp. 314–329, 1988.

[38] W. R. Stevens, "TCP/IP Illustrated, Volume 1: The Protocols," Addison-Wesley, 1994.

[39] D. P. Heyman, T. V. Lakshman, A. L. Neidhardt, "A new method for analyzing feedback-based protocols with applications to engineering web traffic over the internet," in *Proceedings of ACM Sigmetrics 97*, pp. 24–38, June 1997.

[40] S. S. Lavenberg, "Computer Performance Modeling Handbook," ACADEMIC PRESS, New York 1983.

[41] P. Manzoni and D. Ghosal, "Impact of mobility on TCP/IP," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol. 13, No. 5, pp. 858–867, 1995.