

# 特別研究報告

題目

TCP のバースト性およびその緩和手法が  
ルータのバッファサイズ決定に与える影響

指導教員

中野 博隆 教授

報告者

多田 健太郎

平成 19 年 2 月 20 日

大阪大学 基礎工学部 情報科学科

TCP のバースト性およびその緩和手法が  
ルータのバッファサイズ決定に与える影響

多田 健太郎

内容梗概

現在、インターネットルータのバッファサイズの決定には帯域遅延積を指標とする方法（以下 normal 指標と称する）が広く利用されている。これに対し、TCP を用いた通信が多数存在するという条件の下であれば、ネットワークリンクの利用率を維持するためには帯域遅延積をフロー数の平方根で除算しただけのサイズで十分であるという方法（以下 sqrtN 指標と称する）が提唱されている。また、TCP コネクションのデータパケット転送におけるバースト性を緩和する手法である paced TCP を用いることによって、さらに小さい数十パケットのバッファサイズで十分であるという主張も提起されている。しかし、これら主張はボトルネックリンクの利用率以外の視点からの十分な評価が行われていない。

そこで本報告では、ns-2 を用いたシミュレーションにより、paced TCP がルータのバッファサイズの設定に与える影響を、さまざまな視点から考察した。その結果、paced TCP の導入により、ほとんどの場合でパケット廃棄率が小さくなるものの、パケット廃棄率が non-paced TCP とほとんど差がない場合は、データ転送遅延時間に悪影響を及ぼし、リンク利用率も高く維持できないことが明らかとなった。また、paced TCP と non-paced TCP が混在した環境においては、normal 指標では paced TCP フローが増加するにつれ、paced TCP のスループットが大きくなるが、sqrtN 指標の場合は paced TCP のフロー数に関係なく non-paced TCP のスループットのほうが高く、paced TCP を普及させるには sqrtN 指標では不適當であり、バッファサイズを大きくする必要があることが明らかとなった。

主な用語

ルータ、バッファサイズ、Transmission Control Protocol (TCP)、TCP ペーシング

## 目次

<b>1</b>	<b>はじめに</b>	<b>5</b>
<b>2</b>	<b>TCP ペーシング</b>	<b>7</b>
<b>3</b>	<b>シミュレーション環境</b>	<b>9</b>
3.1	ネットワークとトラフィックモデル . . . . .	9
3.2	シミュレーション結果の評価方法 . . . . .	11
<b>4</b>	<b>シミュレーション結果と考察</b>	<b>12</b>
4.1	P2Pトラフィック . . . . .	12
4.1.1	リンク利用率とパケット廃棄率 . . . . .	12
4.1.2	paced TCP と non-paced TCP が混在した場合 . . . . .	15
4.2	Webトラフィック . . . . .	19
4.2.1	リンク利用率とパケット廃棄率 . . . . .	19
4.2.2	ボトルネックリンクの伝播遅延時間の影響 . . . . .	21
4.2.3	ネットワークトラフィック量の影響 . . . . .	23
4.2.4	ボトルネックリンクの帯域の影響 . . . . .	26
<b>5</b>	<b>おわりに</b>	<b>30</b>
	参考文献	32

## 目次

1	non-paced TCP と paced TCP におけるパケットの送信 . . . . .	8
2	ネットワークモデル . . . . .	10
3	P2P トラフィックの場合のリンク利用率とパケット廃棄率 . . . . .	13
4	各フローのパケット廃棄発生時刻 . . . . .	14
5	混在環境におけるリンク利用率とパケット廃棄率 . . . . .	16
6	混在環境における各フローの性能 ( $n = 100$ ) . . . . .	17
7	混在環境における各フローの性能 ( $n = 1000$ ) . . . . .	18
8	Web トラフィックの場合のリンク利用率とパケット廃棄率 . . . . .	20
9	ボトルネックリンクの伝播遅延時間の影響 . . . . .	22
10	ネットワークトラフィック量による影響 ( $D = 20$ ms) . . . . .	24
11	ネットワークトラフィック量による影響 ( $D = 90$ ms) . . . . .	25
12	ボトルネックリンクの帯域の影響 ( $D = 20$ ms) . . . . .	27
13	ボトルネックリンクの帯域の影響 ( $D = 90$ ms) . . . . .	28
14	データ転送遅延時間 . . . . .	29

## 表目次

1	Webトラフィックモデル (SURGE モデル)	10
---	--------------------------	----

## 1 はじめに

現在、インターネットルータのバッファサイズの決定には帯域遅延積を指標とする方法（以下 normal 指標と称する）が広く利用されている。これは、リンク帯域  $C$  とそのルータを通過する Transmission Control Protocol (TCP) [1] フローの平均ラウンドトリップ時間（以下  $\overline{RTT}$  と表記する）から算出される  $B_n = C \times \overline{RTT}$  をバッファサイズ決定の目安とするもので、[2, 3] によると、これによってリンク利用率を高い水準で維持しつつキューイング遅延を最小にすることができる。また [4] にも、ルータは一般に帯域遅延積で決定されるサイズのバッファを持つ、と記されている。

しかし [5] によると、normal 指標のバッファサイズを持つルータを構築することは困難になっているという。現在のバックボーンネットワークのリンクの帯域幅は 2.5 Gbps や 10 Gbps であり、そこに 10000 以上のフローが流れている [6]。そのため、10 Gbps の帯域を持つリンクに流れる TCP フローの平均ラウンドトリップ時間が 250 ms であれば、normal 指標では必要とされるバッファサイズが  $10 \text{ Gbps} \times 250 \text{ ms} = 2.5 \text{ Gbits}$  となる。ルータのバッファに利用されるメモリデバイスは主に SRAM と DRAM の 2 種類がある。現在商用に用いられている SRAM は最大のサイズが 36 Mbits とそれほど大きくないため、必要なバッファサイズを確保するためには多数の SRAM を並列的に用いて構築しなければならない。たとえば 2.5 Gbits のバッファサイズを持つルータを構築するには、約 70 個の SRAM が必要となる。しかし、SRAM は DRAM に比べて非常に高価であるため、多数の SRAM を用いてバッファを構築することは経済的に困難である。また他にも、必要とされる設置面積が増大すること、発熱量が大きくなることなど物理的にも多くの問題がある。一方 DRAM は SRAM よりも安価であり、最大 1 Gbits のサイズを持つが、アクセス時間が 50 ns と大きく、使用するにつれてアクセス時間が毎年約 7 % の割合で低下することなどから、やはり大容量のバッファサイズのルータを構成することは難しい [7]。以上のことから、10 Gbps を超えるリンクにおいて、normal 指標のバッファサイズを持つルータを構築することは難しい、と述べられている [5]。

さらに [5] では、リンクを通過する TCP フローが多数存在する場合（500 程度以上）には、帯域遅延積に対しリンクを通過する TCP フロー数  $N$  の平方根で除算した値をバッファサイズとする方法（以下 sqrtN 指標と称する）すなわち  $B_s = \frac{C \times \overline{RTT}}{\sqrt{N}}$  で十分であるということを示している。この方法では流れているフロー数が 10000 であれば、バッファサイズを帯域遅延積の 100 分の 1 にすることができ、[5] で示されている結果によるとリンク利用率はほとんど低下しない。これに対して我々の研究グループでは [8] において、sqrtN 指標に基づくルータのバッファサイズ設定が、ネットワークや TCP 性能に与える影響に関する詳細な評価を行った。その結果、sqrtN 指標を用いた場合、TCP フローが多数存在するときはバッ

ファサイズを小さくしても高いリンク利用率を得られる半面、normal 指標を用いる方法に比べてパケット廃棄率が高くなるため、ボトルネックリンクの伝播遅延時間が小さい場合や TCP コネクションで転送するデータサイズが小さい場合を除いて、TCP の性能が劣化することが明らかになった。また、ネットワーク負荷が低い場合においては、リンク帯域が大きい場合においてもパケット廃棄率がある値よりも低下しないため、データ転送遅延時間などに悪影響を及ぼす、ということを示した。この sqrtN 指標については [9] でも、リンクの利用率が高く、キューイング遅延時間が短いという利点があるものの、パケット廃棄率は高くなる、と述べられている。[10] では、バッファサイズが 50 パケット以下の場合、TCP フローの同期性が失われネットワークが安定する、とされているが、ネットワークの安定性にしか着目しておらず、normal 指標とのパケット廃棄率の差などについての検討などは行われていない。

一方、[11] では、通常バースト的に送出される TCP のデータパケットを、間隔を空けて送出することによりバースト性を軽減する、paced TCP を用いることで、リンク利用率は若干低下するものの、バッファサイズをさらに小さい数十パケットにすることが可能であることが示されている。これは、近年リンク帯域が飛躍的に向上しているため、リンク利用率の若干の低下によるデメリットよりも、バッファサイズを大幅に縮小することが出来ることのメリットのほうが大きいという主張に基づくものである。しかし [11] では、[5] と同様に性能指標としてボトルネックリンクの利用率のみに着目しているため、サイズの小さいデータの転送遅延時間などの、ユーザにとって重要な性能指標に関する評価は行われていない。また、パケット廃棄率については極めて基礎的な考察が行われているのみであり、シミュレーションなどによる検証は行われていない。

そこで本報告では、non-paced TCP [3] あるいは paced TCP が利用される環境の下で、ルータのバッファサイズがネットワークのリンク利用率やパケット廃棄率、および各転送データサイズにおけるパケット廃棄率やデータ転送時間に与える影響を、計算機上のシミュレーションによって評価する。評価に際してはボトルネックリンクの帯域幅、データ転送を行うホスト数やバッファサイズなどをパラメータとしてシミュレーションを行い、バッファサイズ設定と TCP のさまざまな組み合わせにおける性能評価を行うことで、特に TCP のバースト性がルータのバッファサイズの決定に与える影響に着目した考察を行う。

以下、2 章では本報告において着目する paced TCP について説明する。3 章においてはシミュレーション環境として、ネットワーク構成、各種パラメータ、および評価方法について説明する。4 章ではシミュレーション結果を示し、性能評価を行う。最後に、5 章で本報告のまとめと今後の課題を示す。

## 2 TCP ペーシング

一般に、ルータに到着するトラヒックのバースト性が強い場合、ルータバッファにおけるキューイング遅延時間が増大し、パケット廃棄が発生しやすくなり、その結果としてスループットが低下する [12]。また、TCP の輻輳制御はリンクの帯域幅が大きく、フローの多重度が大きいネットワークにおいては、バースト性が強くなる [13]。そこで、トラヒックのバースト性を軽減するために、送信側 TCP がデータパケットを送信する際に、ウィンドウサイズ分のパケットをバースト的に送信するのではなく、一定の間隔を持たせる（ペーシングすること）ことで TCP トラヒックを平滑化させる、paced TCP と呼ばれる手法が提案されている。paced TCP は ACK compression による TCP トラヒックのバースト性を軽減するために、[13] で最初に提案された。[14] では、スループットの改善のために衛星ネットワークでは paced TCP を用いたほうがよい、とされているが、[15] では、多くの場合で non-paced TCP よりもスループットが低下する、と述べられているなど、paced TCP を用いるべきかどうかの結論はまだ出ていない。さらに [15] では、均一な間隔を用いてパケットを送信する paced TCP を用いることにより、データパケットをバースト的に送信する non-paced TCP に比べて、パケット廃棄率が低下し、キューイング遅延時間が小さくなる、とされている。一方、送信パケットを分散することでキューイング遅延時間が小さくなると、ネットワーク輻輳検知が遅れるため、ネットワークが輻輳状態になったときにボトルネックリンクを通過するフロー全てのパケット廃棄が同時に起こりやすくなる、とも述べられている [15]。[16] では、バッファサイズが小さい場合、ネットワークの輻輳検知が遅れないため、フローが同期しなくなるという考察がなされているが、具体的な性能評価は行われていない。

本報告では、[11, 15] において用いられている一定の間隔でデータパケットを送信する paced TCP を用いる。なお本報告においては、TCP コネクションの輻輳ウィンドウサイズを  $cwnd$  とすると、paced TCP はデータパケット送信してから  $RTT/cwnd$  秒後に次のデータパケットを送信するものとする。図 1 に、通常の non-paced TCP および paced TCP におけるデータパケットの送信の典型的な様子を示す。図から、non-paced TCP がウィンドウサイズ分のパケットをバースト的に送出しているのに対し、paced TCP においては 1 ラウンドトリップ時間内に分散して転送が行われていることがわかる。

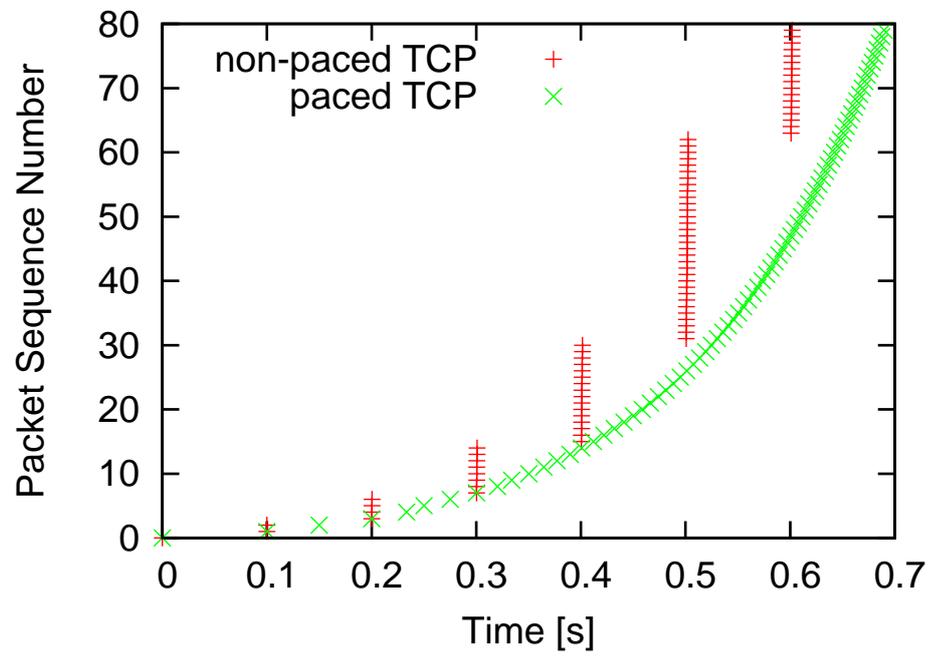


図 1: non-paced TCP と paced TCP におけるパケットの送信

### 3 シミュレーション環境

#### 3.1 ネットワークとトラフィックモデル

図2に示すシングルボトルネックのネットワークモデルを仮定し、送信ホスト数と受信ホスト数である  $n$ 、ボトルネックリンクの帯域  $C$  および伝播遅延時間  $D$ 、ボトルネックリンクの出力バッファサイズを変化させながらシミュレーションを行う。なお、アクセスリンク帯域はボトルネックリンク帯域と等しいものとし、アクセスリンクの伝播遅延時間は 5 ms とする。各ホストから送出されるトラフィックには、各ホストがシミュレーション時間に対して十分大きな転送データサイズを持つとした P2P トラフィック、表 1 に示す SURGE モデル [17] に従って転送データサイズおよびデータ転送要求間隔が決定される Web トラフィックを想定する。シミュレーションには ns-2 [18] を用いるものとし、TCP ペーシングに関しては [19] で公開されているシミュレーションコードを利用する。

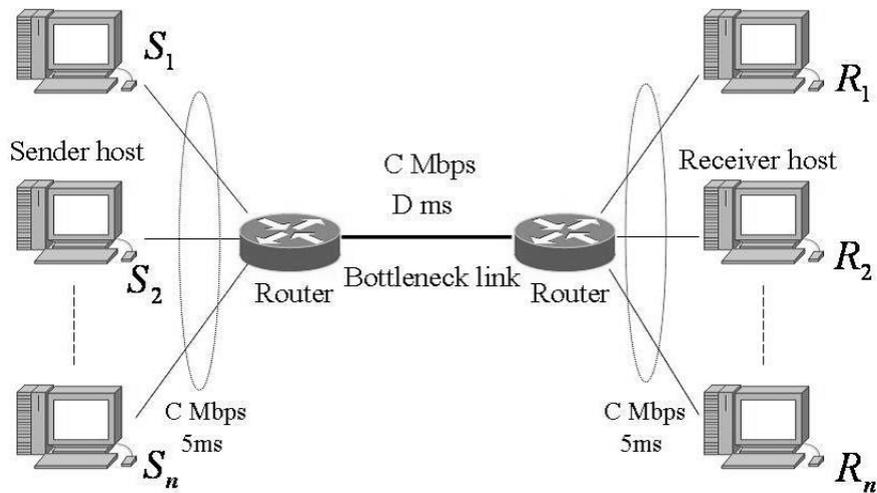


図 2: ネットワークモデル

表 1: Web トラフィックモデル (SURGE モデル)

要素	生成関数	パラメータ
サイズ - Body	$p(x) = \frac{e^{-(\ln x - \mu)^2 / 2\sigma^2}}{x\mu\sqrt{2\pi}}$	$\mu = 9.357; \sigma = 1.318$
サイズ - Tail	$p(x) = \alpha k^\alpha x^{-\alpha+1}$	$k = 133K; \alpha = 1.1$
生成間隔	$p(x) = \alpha k^\alpha x^{-\alpha+1}$	$k = 1; \alpha = 1.5$

### 3.2 シミュレーション結果の評価方法

ボトルネックルータのリンクにおいて、通過するパケットの挙動を観測し、単位時間当たり通過したパケットの数とリンク帯域からリンクの利用率を求める。また、パケット廃棄率はルータに到着したパケット数とバッファあふれによって廃棄されたパケット数から導出する。Webトラフィックを用いたシミュレーションの場合には、各転送データサイズにおけるデータ転送遅延時間とパケット廃棄率をあわせて性能指標として用いる。データ転送遅延時間は、各フローが転送するデータの最初のパケットの送信が開始されてから、最後のパケットに対するACKを受信するまでの時間とし、各ホストのパケット送受信ログより求める。また、転送したデータサイズを記録し、送信ホストのデータの転送が終了するまでに送信したパケット数と各転送において廃棄されたパケット数から各転送データサイズにおけるパケット廃棄率を導出する。以上のリンク利用率、パケット廃棄率、各転送データサイズにおけるデータ転送遅延時間、およびパケット廃棄率を性能評価指標として用いる。

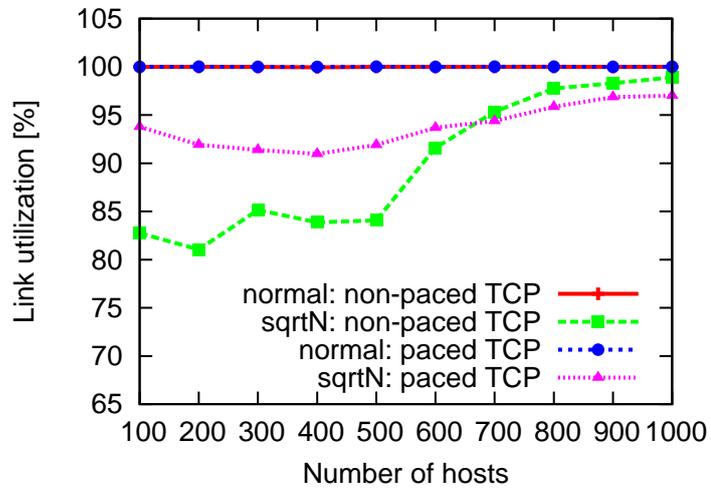
## 4 シミュレーション結果と考察

### 4.1 P2Pトラヒック

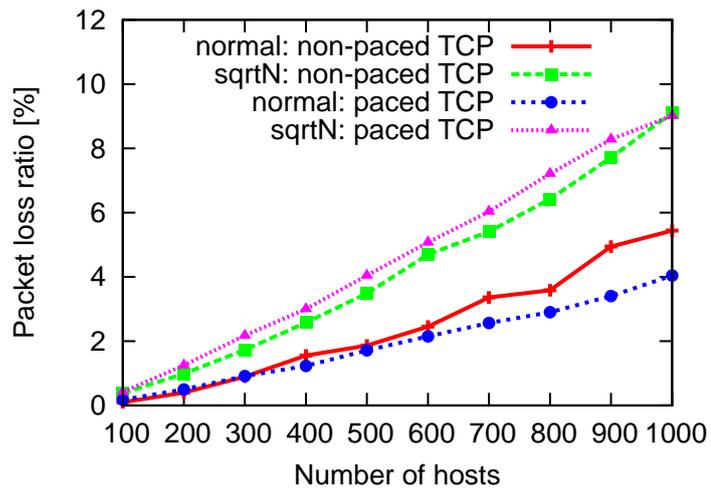
#### 4.1.1 リンク利用率とパケット廃棄率

図3は、 $C = 100$  Mbps、 $D = 90$  msのネットワークにP2Pトラヒックを与えた環境において、ホスト数 $n$ を変化させた場合のリンク利用率およびパケット廃棄率の変化を示したものである。また、図4は、 $n = 1000$ としたときに、 $x$ 軸を時間、 $y$ 軸をフロー番号とし、 $y$ 番目のフローのパケットが時刻 $x$ にルータバッファで廃棄されたときに $(x, y)$ に点を打ったグラフであり、各フローのパケット廃棄の発生が同期的に発生しているか否かを調べたものである。なお、図中の non-paced TCP は、ネットワーク中の TCP コネクションが全てペーシングを行わない場合、および paced TCP は全ての TCP コネクションがペーシングを行う場合を示している。

図3(a)から、sqrtN 指標の non-paced TCP はホスト数が増加するとほぼ 100%のリンク利用率を示しているが、sqrtN 指標の paced TCP はホスト数が増加してもリンク利用率が上昇しない。これは、図4(c)より、sqrtN 指標の non-paced TCP は各フローのパケット廃棄の発生が完全には同期していないため、文献[5]における議論が前提としている「TCP フローが同期していない」という仮定が成立し、ホスト数が多い場合はリンク利用率を高く保つことができるためである。しかし、図4(d)より、paced TCP ではバッファサイズに sqrtN 指標を用いた場合でも各フローのパケット廃棄の発生が同期しているため、ホスト数が多い場合でもリンク利用率を高く保つことができない。また、図4(a)と図4(b)、図4(c)と図4(d)をそれぞれ比較すると、paced TCP を用いることでフロー間の同期がより強くなることも確認できる。パケット廃棄率においては、図3(b)より、normal 指標の場合は、paced TCP の本来の目的である、バースト性の緩和によるパケット廃棄率の低下の効果が出ていることが確認でき、ホストが増加するにつれその効果は大きくなっているが、sqrtN 指標では、ホスト数が 1000 の場合でも non-paced TCP のパケット廃棄率とほぼ同等である。これは、paced TCP を用いることで同期が強くなり、sqrtN 指標のバッファサイズでは同期されている paced TCP フローのパケットをバッファで吸収することができないためであると考えられる。そのため、P2Pトラヒックでバッファサイズを小さくした場合には、paced TCP の導入によるパケット廃棄率の低下が期待できないといえる。

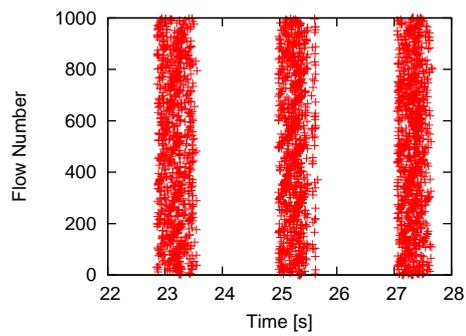


(a) リンク利用率

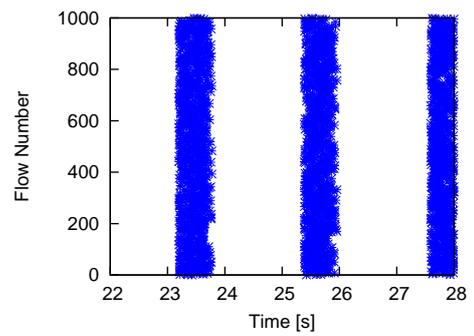


(b) パケット廃棄率

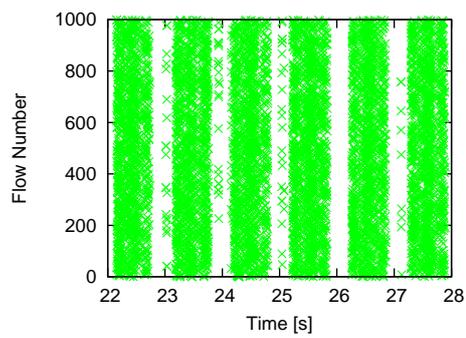
図 3: P2P トラフィックの場合のリンク利用率とパケット廃棄率



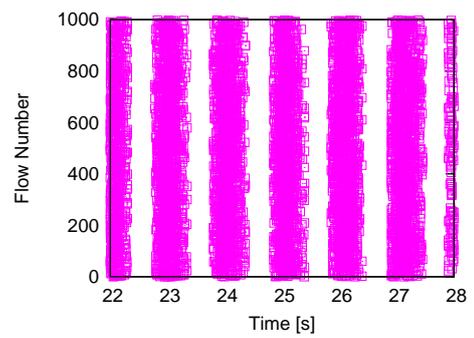
(a) normal 指標の non-paced TCP



(b) normal 指標の paced TCP



(c) sqrtN 指標の non-paced TCP



(d) sqrtN 指標の paced TCP

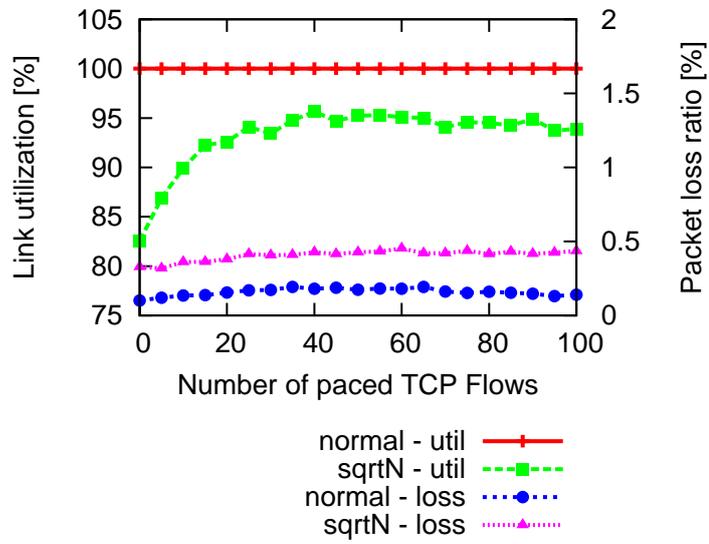
図 4: 各フローのパケット廃棄発生時刻

#### 4.1.2 paced TCP と non-paced TCP が混在した場合

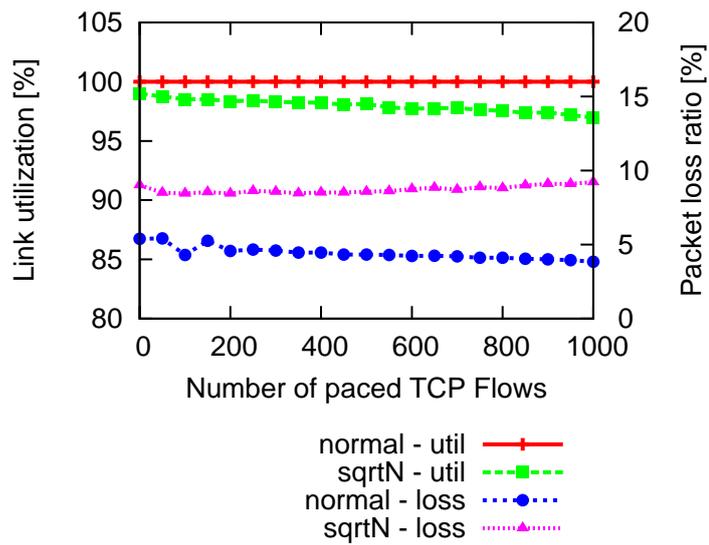
次に、ネットワーク中にペーシングを行わないTCPコネクションとペーシングを行うTCPコネクションが混在した場合の評価を行う。図5は、 $C = 100$  Mbps、 $D = 90$  msのネットワークにP2Pトラフィックを与えた環境において、 $n = 100$  および  $n = 1000$  として paced TCP フロー数の割合を変化させた場合のリンク利用率とパケット廃棄率の変化を示したものである。また、図6、7は、各TCPフロー1本あたりのスループットおよび各TCPフローのパケット廃棄率を示している。

図5より、バッファサイズに normal 指標を用いる場合には、paced TCP フローの割合に関係なくリンク利用率は 100 %を維持していることがわかる。一方、sqrtN 指標を用いる場合には、paced TCP フローの割合および総フロー数の違いが、リンク利用率に影響を与えている。まず図5(a)より、全体のフロー数が少ない場合は、paced TCP フローが存在しない場合におけるリンク利用率が極めて低い(図3(a)参照)ため、paced TCP の割合が増加するにしたがって、リンク利用率が上昇している一方、図5(b)より、全体のフロー数が多い場合には、paced TCP のフロー数が増加するにつれ、リンク利用率が低下する。また、どちらの場合においても、paced TCP フロー数の割合に関係なく、ネットワーク全体のパケット廃棄率はほとんど変動がない。これらのことから、paced TCP フローが部分的に導入された環境においては、リンク利用率の向上、およびパケット廃棄率の低減の効果はほとんど得られないことがわかる。これは、図3、4に示したように、paced TCP フロー間の同期によってリンク利用率が十分向上しないことが原因であると考えられる。

一方、各TCPフローごとの性能を見ると、図6より、フロー数が少ない場合、バッファサイズに関係なく、non-paced TCP のパケット廃棄はほとんど発生せず、paced TCP のスループットは non-paced TCP の約 2 分の 1 である。特に sqrtN 指標では、すべてが non-paced TCP フローのときよりもすべてが paced TCP フローのほうがスループットは高いにもかかわらず、混在すると paced TCP の性能が劣化していることもわかる。また、図7においては、フロー数が増加し、paced TCP のパケット廃棄の効果が変わるため、normal 指標では、paced TCP のフローが増加するにつれ、paced TCP フロー1本あたりのスループットも増加しており、paced TCP フロー数が半数を超えると non-paced TCP のスループットを上回っている。しかし、sqrtN 指標では paced TCP のフローが増加しても、フロー1本あたりのスループットは non-paced TCP よりも低い。以上のことより、paced TCP を普及させるためには、バッファサイズが sqrtN 指標では不適當であり、バッファサイズを大きくする必要があるといえる。また、ネットワーク負荷が低い状況においては、バッファサイズ設定に関係なく、paced TCP を用いることによるメリットはほとんど得られないといえることができる。

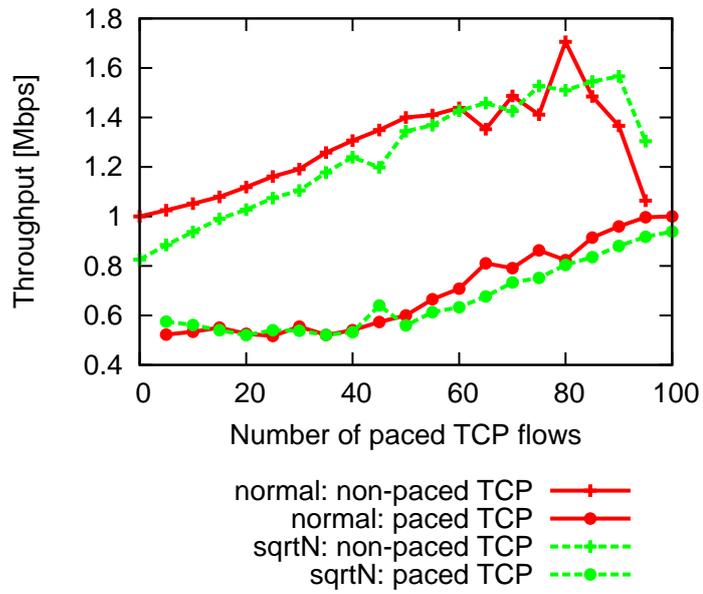


(a)  $n = 100$  の場合

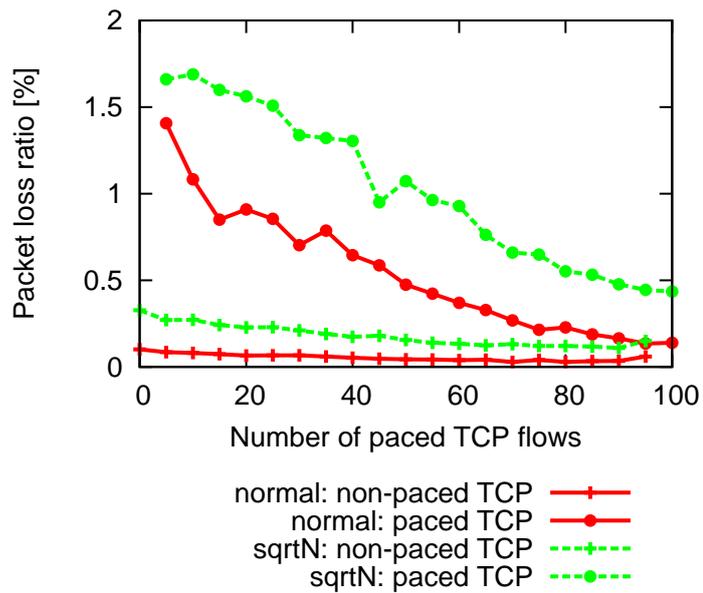


(b)  $n = 1000$  の場合

図 5: 混在環境におけるリンク利用率とパケット廃棄率

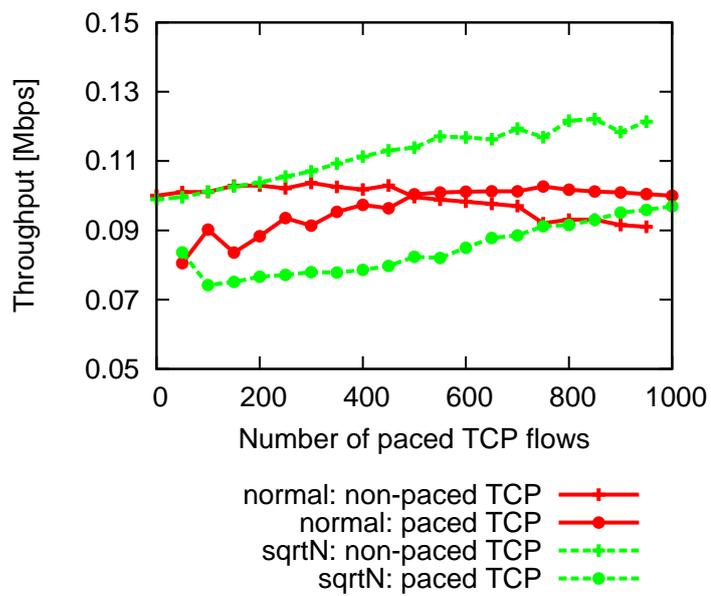


(a) 各 TCP1 本あたりのスループット

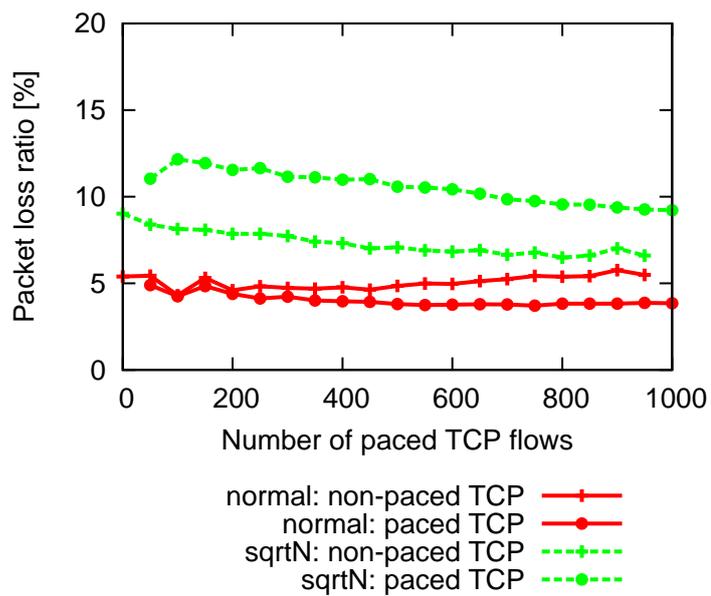


(b) 各 TCP のパケット廃棄率

図 6: 混在環境における各フローの性能 ( $n = 100$ )



(a) 各 TCP1 本あたりのスループット



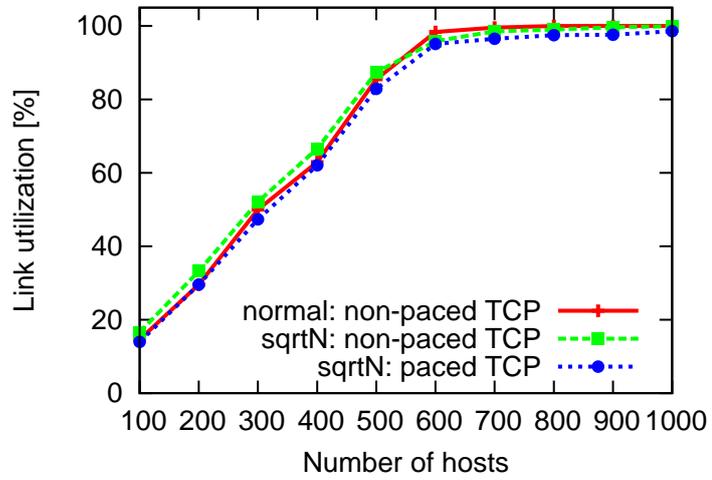
(b) 各 TCP のパケット廃棄率

図 7: 混在環境における各フローの性能 ( $n = 1000$ )

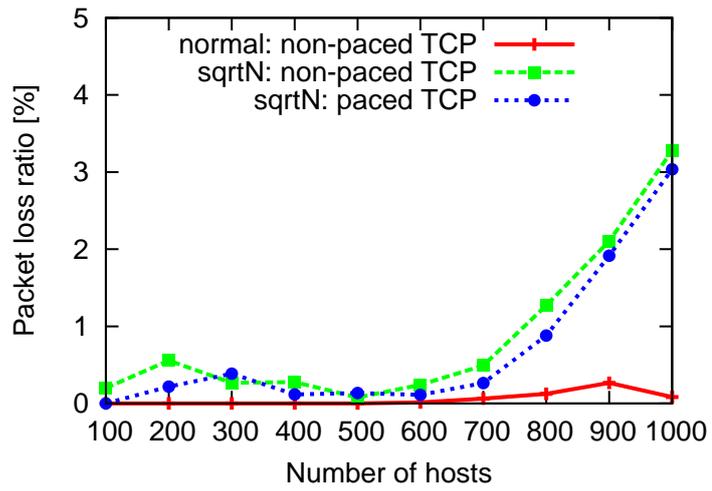
## 4.2 Webトラヒック

### 4.2.1 リンク利用率とパケット廃棄率

図 8 は、 $C = 100$  Mbps、 $D = 90$  ms のネットワークに Web トラヒックを与えた環境において、ホスト数  $n$  を変化させた場合のリンク利用率およびパケット廃棄率の変化を示したものである。図 8(a) より、ホスト数に関係なく、normal 指標の non-paced TCP、sqrtN 指標の non-paced TCP および sqrtN 指標の paced TCP のリンク利用率にほとんど差はない。これは、Web トラヒックは表 1 の SURGE モデルに従って生成されることにより、TCP フローが少ない場合でも各フローは同期して動作しないため、sqrtN 指標を用いた場合でも normal 指標と同等のリンク利用率を保つことができると考えられる。一方、パケット廃棄率は、sqrtN 指標を用いた場合、パケット廃棄率はほとんど低下せず、TCP ペーシングの効果が得られていないことがわかる。さらに、normal 指標の non-paced TCP ではホスト数が 700 程度より小さい場合はパケット廃棄率がほぼ 0 % であるのに対して、sqrtN 指標では TCP の種類に関係なく、ホスト数が少ない場合でもある程度のパケット廃棄が発生している。そのため、sqrtN 指標を用いた場合、ボトルネックリンクの利用率は normal 指標と同程度にすることもできて、パケット廃棄が発生するため、個々のフローに着目すると性能が劣化しているといえる。



(a) リンク利用率

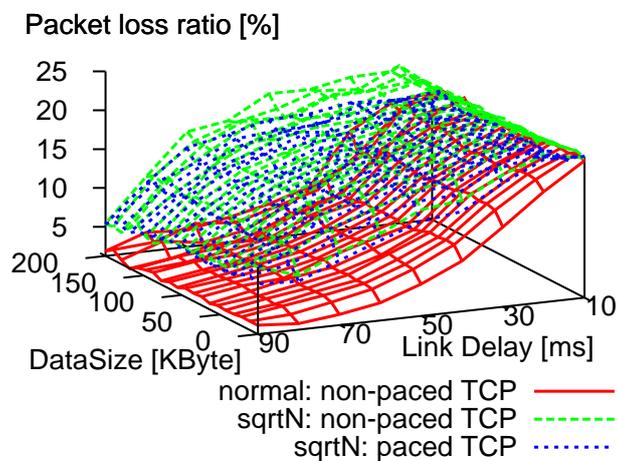


(b) パケット廃棄率

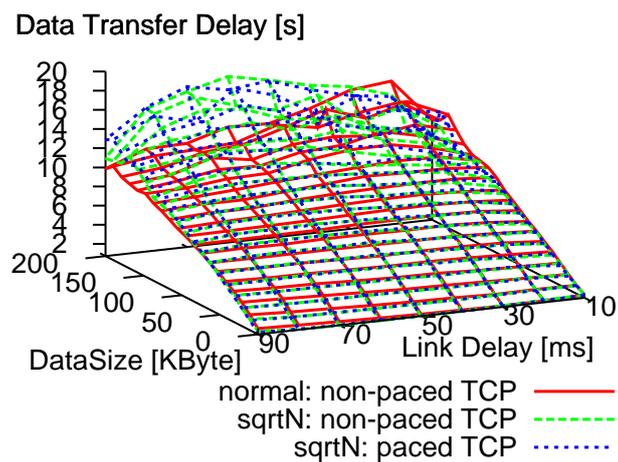
図 8: Web トラフィックの場合のリンク利用率とパケット廃棄率

#### 4.2.2 ボトルネックリンクの伝播遅延時間の影響

図9は、 $C = 100$  MbpsのネットワークにWebトラフィックを与えた環境において、 $n = 1500$ としてボトルネックリンクの伝播遅延時間 $D$ を変化させた場合の、各転送データサイズにおけるパケット廃棄率およびデータ転送遅延時間の変化を示したものである。図9(a)より、パケット廃棄率はsqrtN指標のnon-paced TCPが最も高く、normal指標のnon-paced TCPが最も低い。しかし、ボトルネックリンクの伝播遅延時間が10 msの場合はsqrtN指標のpaced TCPのパケット廃棄率が最も低くなっている。これは、RTTが小さくなるとパケットを送信してからACKが返ってくる時間が短くなるため、輻輳ウィンドウサイズの増加速度が上がり、non-paced TCPはそのバースト性によりパケット廃棄率が増大しているものと思われる。また、図9(b)より、データ転送遅延時間においてはボトルネックリンクの伝播遅延時間が小さい場合、もしくは転送データサイズが小さい場合はnormal指標のnon-paced TCPが最も大きい。これはsqrtN指標を用いた場合、キューイング遅延時間が減少するためである。図9(a)より、ボトルネックリンクの伝播遅延時間が小さい場合はパケット廃棄率の差が小さくなるため、パケットの再送にかかる時間やパケット廃棄による輻輳ウィンドウサイズの減少によるデータ転送遅延時間の差が小さくなることがわかる。また、転送データサイズが小さい場合は、そのデータを送信している間に輻輳ウィンドウサイズがあまり大きくなりたいため、キューイング遅延時間がデータ転送遅延時間に与える影響が大きくなる。そのため、ボトルネックリンクの伝播遅延時間が非常に小さい場合や、転送データサイズが小さい場合は、バッファサイズの小さいsqrtN指標のほうがデータ転送遅延時間が小さくなる。しかし、それ以外の場合ではnormal指標のnon-paced TCPのデータ転送遅延時間が最も小さく、paced TCPを用いても、sqrtN指標のnon-paced TCPとほぼ同じである。



(a) パケット廃棄率

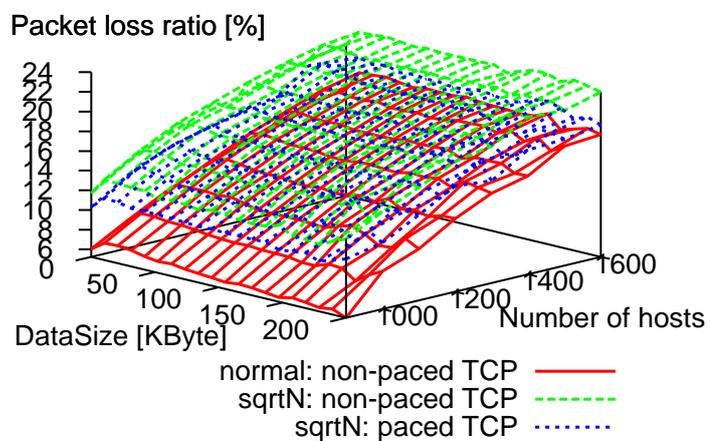


(b) データ転送遅延時間

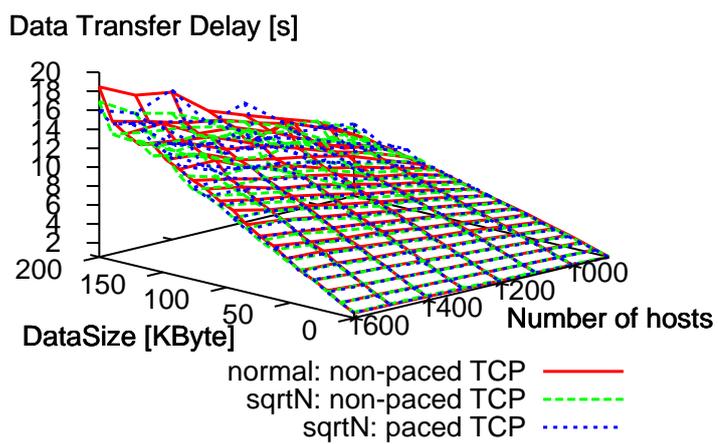
図 9: ボトルネックリンクの伝播遅延時間の影響

### 4.2.3 ネットワークトラフィック量の影響

図 10 および図 11 は、それぞれ  $C = 100$  Mbps、 $D = 20$  ms および  $C = 100$  Mbps、 $D = 90$  ms のネットワークに Web トラフィックを与えた環境において、ホスト数  $n$  を変化させた場合の各転送データサイズにおけるパケット廃棄率およびデータ転送遅延時間の変化を示したものである。図 10(a) および図 11(a) より、転送データサイズやホスト数に関係なく、パケット廃棄率は normal 指標の non-paced TCP が最も低いことがわかる。図 10(a) では、ホスト数が増加するにつれ、normal 指標の non-paced TCP と sqrtN 指標の non-paced TCP および sqrtN 指標の paced TCP のパケット廃棄率の差が小さくなるのに対して、図 11(a) においては、ホスト数が増加するにつれ差が拡大している。また、図 10(a) においては、ホスト数にかかわらず、転送データサイズが小さい場合、sqrtN 指標の non-paced TCP のパケット廃棄が多く発生している。一方、図 10(b)、11(b) より、データ転送遅延時間はホスト数の増加に比例していることがわかる。これはホスト数が増加するとパケット廃棄率が増加するためである。また、図 11(b) では、sqrtN 指標の paced TCP のデータ転送遅延時間が最も大きいことがわかる。これは、paced TCP はパケットの送信間隔を空けることでバースト性を軽減しているが、図 11(a) より、パケット廃棄の効果がほとんどない環境においては、パケットの送信間隔を空けることによって non-paced TCP に比べてパケットの送信が遅れ、データ転送遅延時間に悪影響を及ぼすと考えられる。

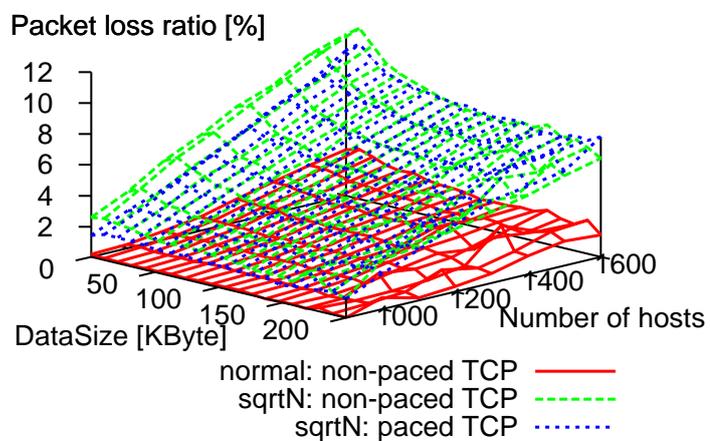


(a) パケット廃棄率

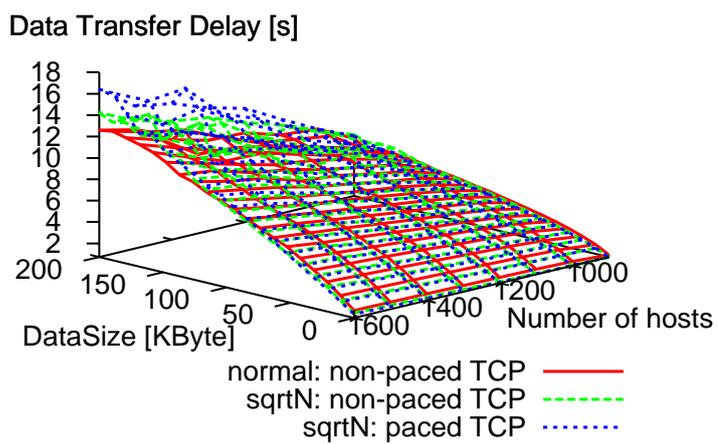


(b) データ転送遅延時間

図 10: ネットワークトラヒック量による影響 ( $D = 20$  ms)



(a) パケット廃棄率

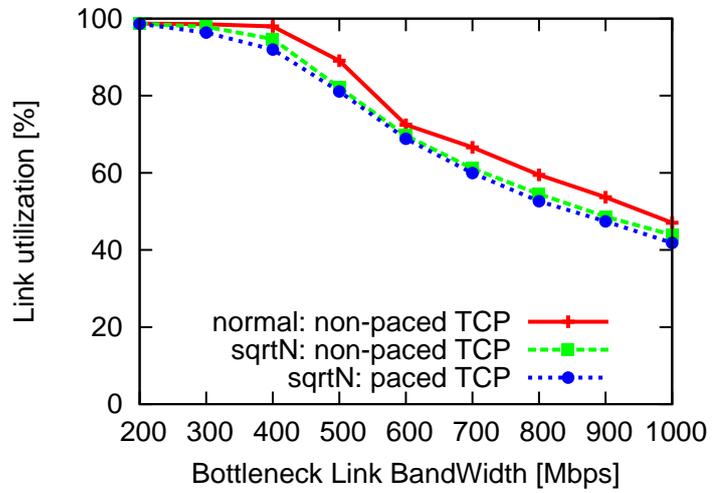


(b) データ転送遅延時間

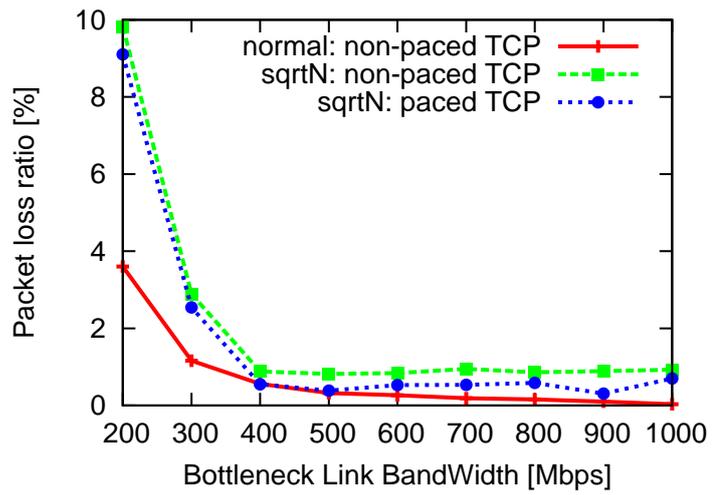
図 11: ネットワークトラフィック量による影響 ( $D = 90$  ms)

#### 4.2.4 ボトルネックリンクの帯域の影響

図 12 および図 13 は、それぞれ  $D = 20$  ms および  $D = 90$  ms のネットワークに Web トラフィックを与えた環境において、 $n = 1500$  としてボトルネックリンクの帯域  $C$  を変化させた場合のリンク利用率およびパケット廃棄率の変化を示している。また、図 14 は、各転送データサイズにおけるデータ転送遅延時間の変化を示したものである。図 12(a)、13(a) より、リンク利用率は 4.2.1 節のホスト数を変化させた場合と同様にほとんど差はない。しかし、図 12(b)、13(b) より、normal 指標の non-paced TCP はボトルネックリンクの帯域を大きくすることでパケット廃棄率が 0% になるのに対し、sqrtN 指標の non-paced TCP ではある値より小さくならないのがわかる。文献 [8] では、sqrtN 指標を用いた場合、パケットがバースト的に到着した場合にそれらのパケットをバッファで吸収することができないため、ボトルネックリンクの帯域が大きい場合においてもパケット廃棄が発生する、と述べられている。このことは paced TCP を用いた場合も同様である。すなわち、paced TCP を用いることによって、バースト性が軽減されるため、sqrtN 指標の non-paced TCP に比べてパケット廃棄率が低下しているものの、ボトルネックリンクの帯域が大きい場合においてもパケット廃棄率は 0% にならない。さらに、図 14 より、ボトルネックリンクの帯域が大きい場合、sqrtN 指標の paced TCP のデータ転送遅延時間が最も大きいことがわかる。これは、前節の図 11(b) と同様に、paced TCP がパケットの送信間隔を空けることによるものと考えられる。

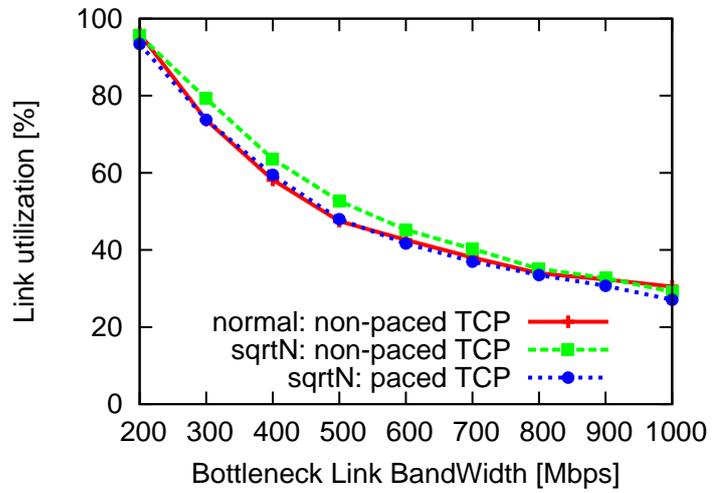


(a) リンク利用率

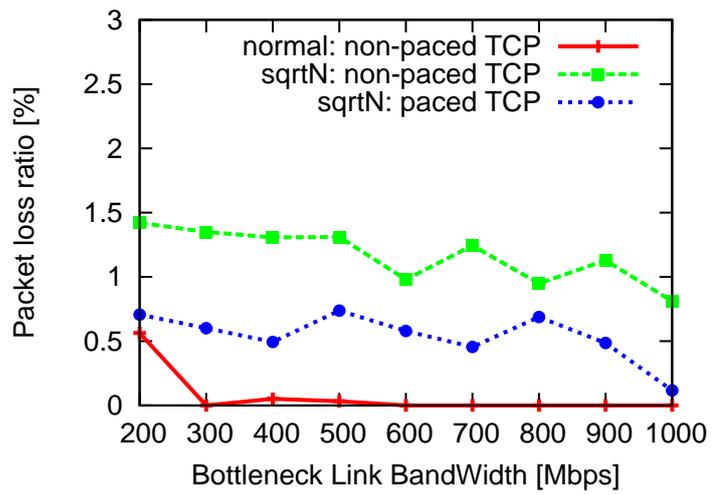


(b) パケット廃棄率

図 12: ボトルネックリンクの帯域の影響 ( $D = 20$  ms)

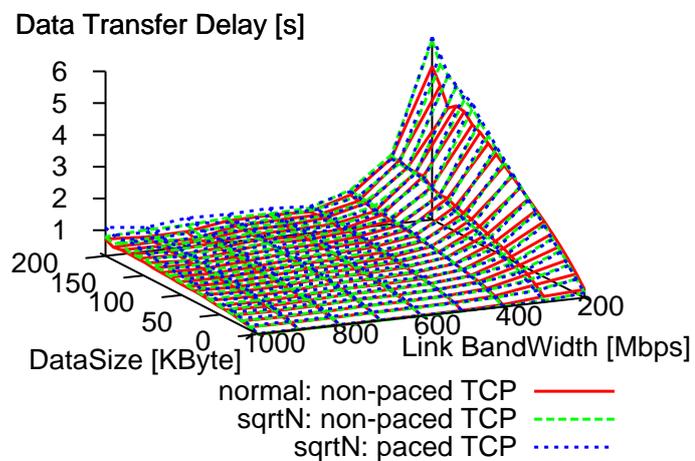


(a) リンク利用率

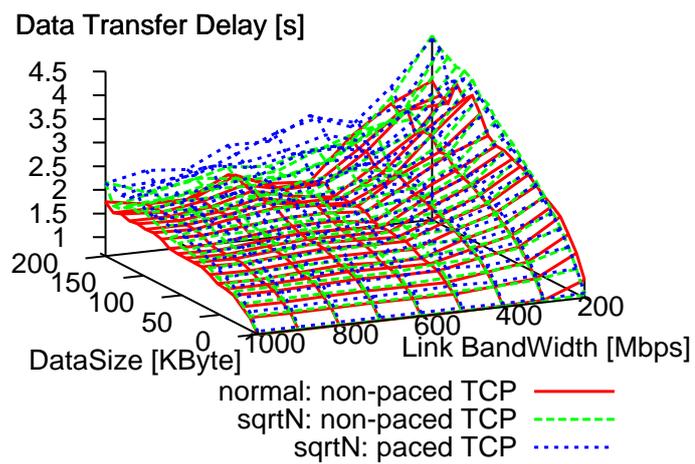


(b) パケット廃棄率

図 13: ボトルネックリンクの帯域の影響 ( $D = 90$  ms)



(a)  $D = 20$  ms の場合



(b)  $D = 90$  ms の場合

図 14: データ転送遅延時間

## 5 おわりに

本報告では ns-2 によるシミュレーションを用いて、TCP のバースト性がルータのバッファサイズの決定に与える影響の評価を行った。その結果、バッファサイズ設定に sqrtN 指標を用いた上で non-paced TCP と paced TCP を比較すると、ほとんどの場合において、paced TCP の導入によりパケット廃棄率が小さくなることが明らかとなった。しかし、P2P トラフィックを用いた場合は、TCP フローが多数存在する場合でも同期現象が原因となりリンク利用率が上昇せず、ボトルネックリンクの伝播遅延時間が非常に小さい場合や、転送データサイズが小さい場合を除いて、normal 指標の non-paced TCP に比べて性能が劣ることがわかった。特に、ボトルネックリンクの帯域が大きいような状況で paced TCP を用いると、パケット廃棄率の低下の効果が小さく、paced TCP はパケットの送信間隔を空けることによって non-paced TCP に比べてパケットの送信が遅れ、データ転送遅延時間に悪影響を及ぼすことが明らかとなった。また、paced TCP と non-paced TCP を混在した環境においては、sqrtN 指標では paced TCP のフローが増加しても、フロー 1 本あたりのスループットは non-paced TCP よりも低いことがわかった。

これらの結果から、sqrtN 指標に基づいてバッファサイズを決定する場合、転送データサイズが小さいなどの限定的な状況では non-paced TCP よりも paced TCP を用いたほうが良いが、それ以外では non-paced TCP と比べてもほとんど性能は改善せず、バッファサイズを sqrtN 指標よりも大きくして non-paced TCP を用いたほうが良い場合が多いことが明らかとなった。また、paced TCP を普及させるためには、バッファサイズが sqrtN 指標では不適當であり、バッファサイズを大きくする必要があるということが明らかとなった。

今後は、non-paced TCP と paced TCP が混在する環境での詳細な各 TCP の性能に及ぼす影響を考察したい。また、送信間隔にランダム性を導入した TCP ペーシングを用いた場合や、RTT の異なるフローが混在した場合の評価を行う予定である。

## 謝辞

本報告を終えるにあたり、御指導、御教授を頂きました中野博隆教授、村田正幸教授に深く感謝致します。また、本報告において日頃から熱心に指導および助言をして頂きました長谷川剛助教授に心より感謝致します。並びに的確な助言を頂きました大阪大学情報科学研究科笹部昌弘助手に深く感謝致します。最後に、日頃から相談に答えて頂きました中野研究室および村田研究室の皆様方に心より御礼申し上げます。

## 参考文献

- [1] J. Postel, “Transmission control protocol,” *RFC 793*, Sept. 1981.
- [2] C. Villamizar and C. Song, “High performance TCP in ANSNET,” *SIGCOMM Computer Communications Review*, vol. 24, pp. 45–60, Oct. 1994.
- [3] V. Jacobson, “Modified TCP congestion control algorithm,” *End2end-interest mailing list*, Apr. 1990.
- [4] R. Bush and D. Meyer, “Some Internet architectural guidelines and philosophy,” *RFC 3439*, Dec. 2003.
- [5] G. Appenzeller, I. Keslassy, and N. McKeown, “Sizing router buffers,” in *Proceedings of the 2004 Conference on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols For Computer Communications*, Sept. 2004.
- [6] C. J. Fraleigh, *Provisioning Internet backbone Networks to support latency sensitive applications*. PhD thesis, Stanford University, Department of Electrical Engineering, June 2002. Adviser-Fouad A. Tobagi.
- [7] S. Iyer, R. R. Kompella, and N. McKeown, “Analysis of a memory architecture for fast packet buffers,” in *Proceedings of IEEE High Performance Switching and Routing*, May 2001.
- [8] 富岡 健史, 長谷川 剛, 村田 正幸, “ルータのバッファサイズが TCP に与える影響の一考察,” *電子情報通信学会技術研究報告*, vol. 105, pp. 431–436, Mar 2006. IN2005-229.
- [9] A. Dhamdhere and C. Dovrolis, “Open issues in router buffer sizing,” *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, vol. 36, pp. 87–92, Jan. 2006.
- [10] G. Raina, D. Towsley, and D. Wischik, “Part II: Control theory for buffer sizing,” *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, vol. 35, pp. 79–82, July 2005.
- [11] M. Enachescu, Y. Ganjali, A. Goel, N. McKeown, and T. Roughgarden, “Part III: Routers with very small buffers,” *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, vol. 35, pp. 83–90, July 2005.
- [12] L. Kleinrock, *Queueing Theory*. New York: Wiley, 1975.

- [13] L. Zhang, S. Shenker, and D. D. Clark, "Observations on the dynamics of a congestion control algorithm: The effects of two way traffic," in *Proceedings of the ACM SIGCOMM '91 Conference on Communications Architectures and Protocols*, pp. 133–147, Sept. 1991.
- [14] J. Kulik, R. Coulter, D. Rockwell, and C. Partridge, "A simulation study of paced TCP," *BBN Technical Memorandum*, Aug. 1999.
- [15] A. Aggarwal, S. Savage, and T. Anderson, "Understanding the performance of TCP pacing," in *Proceedings of IEEE INFOCOM 2000*, pp. 1157–1165, Mar. 2000.
- [16] D. Wischik and N. McKeown, "Part I: Buffer sizes for core routers," *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, vol. 35, pp. 75–78, July 2005.
- [17] P. Barford and M. Crovella, "Generating representative Web workloads for network and server performance evaluation," in *Proceedings of the ACM SIGMETRICS Conference on Measurement and Modeling of Computer Systems*, pp. 151–160, July 1998.
- [18] T. V. Project, "UCB/LBNL/VINT network simulator - ns (version 2)." <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>.
- [19] D. X. Wei, "A TCP pacing implementation for NS2." <http://www.cs.caltech.edu/~weixl/technical/ns2pacing/index.html>.