

インターネットにおける計測と制御



村田正幸
 大阪大学サイバーメディアセンター
 先端ネットワーク環境研究部門
 e-mail: murata@cmc.osaka-u.ac.jp
 http://www-anaics.es.osaka-u.ac.jp/



インターネットにおける計測と制御

- ☞ □ データ系QoSとは
- 次世代インターネットにおける諸課題
 1. 実時間マルチメディアアプリケーションにおけるQoS保証
 2. ネットワーク機能の再配分
 3. 高性能プロトコル
 4. ユーザ間の公平性
 5. 高性能エンドシステム
 6. ネットワークディメンジョンング
 7. 高速バックボーンと高速スイッチング
 8. インターネットのための基礎理論



データ系アプリケーションにおけるQoSとは？

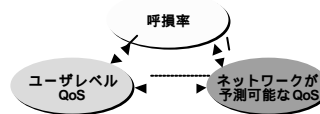
- 現状のインターネット
 - ✗ Int-servによる実時間系アプリケーションのためのQoS保証
 - ✗ Diff-servによる集約されたフローに対するQoSの差別化
 - ✗ データ系についてはQoS保証はない
- データ系は帯域を食い尽くすアプリケーション
 - ✗ ISPのユーザに対する帯域保証サービス
 - ✓64Kbps以上は許さない
 - ✓モデム回線における呼損の発生
 - ✓バックボーンでは無保証

M. Murata

3



電気通信網におけるQoS



1. 過去の統計量に対する蓄積
 - ✗ トラフィック特性
2. 単一キャリア、単一ネットワーク
3. アーラン呼損式
 - ✗ ローバスト (ポアソン到着、一般サービス時間分布)
4. QoS測定 = 呼損率
 - ✗ キャリアが知ることができる

M. Murata

4



電気通信網におけるアプリケーション

- 実時間転送；音声、動画像
 - ✗ 帯域保証のみで十分
 - ✗ インターネットでもRSVPにより実時間サポートは可能
 - ✓ただし、スケ-ラビリティ (フロー数、途中ノード数) の問題がある
- 実時間メディアの分配サービス
 - ✗ ただし、インターネットでもプレイアウト制御によりQoSの向上可能 (ストリーミング)

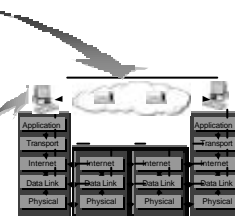
M. Murata

5



どこに複雑な制御をおくべきか？

- コネクション型サービス (電気通信網)
 - ✗ ネットワーク層 (ネットワーク内ノード)
 - ✗ 電話サービス
- コネクションレス型サービス (データネットワーク)
 - ✗ トランスポート層 (エンドホスト)
 - ✗ エンドホスト (コンピュータ) によるプロトコル処理



M. Murata

6



Advanced Network Architecture Research

究極の通信技術は存在するか？

- 「ATMはマルチメディア通信を実現する究極の通信技術である」
 - × マルチメディアとは何か
 - ✓ マルチメディアコンテンツは実時間転送を必要としない
 - × 統合通信網はほんとうに必要か？
 - × エンドシステムはダムターミナルではない
- ATMはなぜ受け入れられなかったのか？
 - × 統計多重化効果は理論的研究のためのもの
 - × すべてをサポートすることを要求された
 - × 原理的にデータ通信に向いていない
 - × エンドシステムはダム端末ではなくコンピュータ
 - × ATMのAPIは解放されていたか？
 - ✓ Webはネットワーク屋ではなく、ユーザが開発した
 - ✓ 鶏と卵？

M. Murata
7

Osaka University

Advanced Network Architecture Research

ネットワークサービス分類

ベストエフォート型

コネクションレス

No reservation on network resources (Internet IP)

QoS保証型

コネクション型

Reservation on physical network resources

Hard guarantee (ATM CBR, Internet RSVP)

Soft guarantee (ATM VBR)

M. Murata
Osaka University

Advanced Network Architecture Research

データ系QoSに関する基本原則

1. *Data applications try to use the bandwidth as much as possible.*
2. *Neither bandwidth nor delay guarantees should not be expected.*
3. *Competed bandwidth should be fairly shared among active users.*

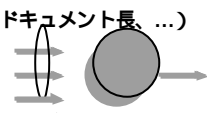
M. Murata
9

Osaka University

Advanced Network Architecture Research

プロセッサシェアリング待ち行列における系内時間

- デマンド x に対する平均システム内時間
 - $E[d|S=x] = x/(C-rL)$
 - × x : デマンド (パケット長、ドキュメント長、...)
 - × C : 回線容量
 - × r : 全到着率
 - × L : 平均デマンド
- ドキュメント転送時間はそのデマンドに比例する
 - × パケットレベルにおける公平なサービスがPSのための必要条件



M. Murata
10

Osaka University

インターネットにおける計測と制御

- データ系QoSとは
- 次世代インターネットにおける諸課題
 1. 実時間マルチメディアアプリケーションにおけるQoS保証
 2. ネットワーク機能の再配分
 3. 高性能プロトコル
 4. ユーザ間の公平性
 5. 高性能エンドシステム
 6. ネットワークディメンジョンング
 7. 高速バックボーンと高速スイッチング
 8. インターネットのための基礎理論

Advanced Network Architecture Research

Osaka University

Advanced Network Architecture Research

2. ネットワーク機能の再配分

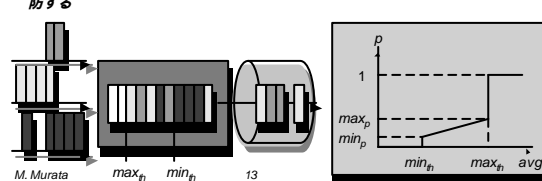
- エンドホストに頼りすぎ
 - × TCPが輻輳制御に責任を持っている
 - ✓ 輻輳制御は本来ネットワーク機能
 - × 公平なサービスの実現を困難にしている
 - ✓ ソフトウェアのバグやコードの書き換えによって、輻輳制御を行わないホストも存在する
 - ✓ サービスの有料化を阻害する
- どの機能をネットワークに再配分すべきか？
 - × フロー制御、誤り制御、輻輳制御、経路制御
 - × RED, DRR, ECN, diff-serv, int-serv (RSVP), ポリシールーティング
 - × ネットワークに過度に頼るのはインターネットのメリットを失う

M. Murata
12

Osaka University

REDのメカニズム

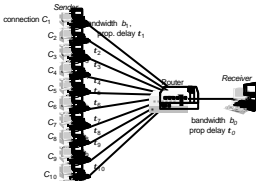
- 平均待ちバケット数に基いてバケット廃棄率を制御する
 - ✗ $avg < min_{th}$ の時、すべてのバケットを受け付ける
 - ✗ $min_{th} < avg < max_{th}$ の時、確率 $p(x)$ でバケット廃棄
 - ✗ $max_{th} < avg$ の時、すべてのバケット廃棄
- パースト的に到着する同一フローのバケットのすべてを失うことを予防する



M. Murata max_{th} min_{th} 13 Osaka University

REDの効果

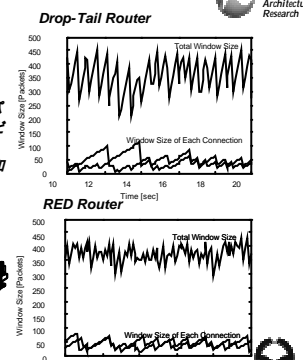
- fast retransmitの起動によってバケット損失の影響を最小限にとどめる
- 一時的に発生する不公平性を緩和



connection C₁ ... bandwidth b₁ ... prop. delay t₁
C₂ ... b₂ ... t₂
C₃ ... b₃ ... t₃
C₄ ... b₄ ... t₄
C₅ ... b₅ ... t₅
C₆ ... b₆ ... t₆
C₇ ... b₇ ... t₇
C₈ ... b₈ ... t₈
C₉ ... b₉ ... t₉
C₁₀ ... b₁₀ ... t₁₀

Receiver
bandwidth b₂
prop. delay t₂

M. Murata




Drop-Tail Router
Total Window Size
Window Size of Each Connection
Time [sec]

RED Router
Total Window Size
Window Size of Each Connection
Time [sec]

14 Osaka University

インターネットにおける計測と制御

- データ系QoSとは
- 次世代インターネットにおける諸課題
 1. 実時間マルチメディアアプリケーションにおけるQoS保証
 2. ネットワーク機能の再配分
 3. 高性能プロトコル
 4. コーザ間の公平性
 5. 高性能エンドシステム
 6. ネットワークディメンジョンング
 7. 高速バックボーンと高速スイッチング
 8. インターネットのための基礎理論




Advanced Network Architecture Research

M. Murata 15 Osaka University

4. コネクション間の公平性

- TCPは常に帯域に対して貪欲
- 帯域の公平な分配はTCPでは困難
 - ✗ ウィンドウサイズの変化による短期的な不公平性
 - ✗ 帯域、距離の異なるコネクション間の長期的な不公平性
- ルータのバッファでのバケット処理方式
 - ✗ プロトコルを意識しないで実現できるか？
 - ✓ TCP、UDP間
 - ✓ 異なるTCPバージョン間
 - ✗ ルータにおけるバッファ管理、スケジューリング; RED, DRR
- 既存プロトコルとの親和性を考慮したプロトコル設計
 - ✗ ルータに頼ることなく実現できるか？
 - ✗ 実時間アプリケーション (UDP) とデータ系アプリケーション (TCP)の公平性？
 - ✓ TCP-Friendlyな輻輳制御

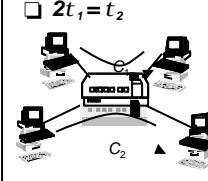


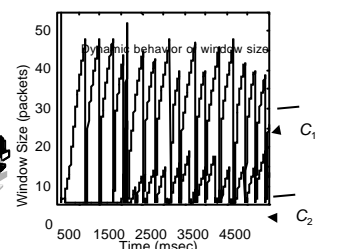
Advanced Network Architecture Research

M. Murata 16 Osaka University

TCPコネクション間の不公平性： RTTの異なる場合

□ $2t_1 = t_2$






behavior of window size
Window Size (packets)
Time (msec)

M. Murata 17 Osaka University

公平性を実現するための 第4層スケジューリングアルゴリズム

- ステート情報をフルに持つ
 - ✗ DRR
- ステートは保持せずにフロー識別を実現 (フロー単位のバッファリングではない)
 - ✗ FRED
 - ✓ アクティブフローごとに到着 / 処理バケット数をカウントし、バッファ内バケット数を計算。それをREDのバケット棄却率に反映させる
 - ✗ Stabilized RED
 - ✗ Core Stateless Fair Queueing
 - ✓ エッジルータではフローごとのレート計算、パケットヘッダに書き込む。コアルータでは、アクティブなフロー数を計測、パケットヘッダのレートに基づいて、公平な帯域割り当てを計算。それに基づいてバケット棄却・処理を決定する



Advanced Network Architecture Research

M. Murata 18 Osaka University

DRRのメカニズム

- ウェイトを考慮したビットレベルでのプロセッサシェアリングを模倣
- 物理的(または論理的)にフローごとのパケットバッファリング
- IPアドレスとアクセス回線容量のマッピングを知っておく必要がある

M. Murata 19 Osaka University

FREDの効果

- RED Router
- Drop-Tail Router
- FRED Router

M. Murata 20 Osaka University

インターネットにおける計測と制御

- データ系QoSとは
- 次世代インターネットにおける諸課題
 1. 実時間マルチメディアアプリケーションにおけるQoS保証
 2. ネットワーク機能の再配分
 3. 高性能プロトコル
 4. ユーザ間の公平性
 5. 高性能エンドシステム
 6. ネットワークディメンジョンング
 7. 高速バックボーンと高速スイッチング
 8. インターネットのための基礎理論

Advanced Network Architecture Research

M. Murata 21 Osaka University

6. ネットワークディメンジョンングにおける課題

- 少なくともプロビジョニングレベルにおけるQoS予測が必要
- 電気通信網ではなかった新たな問題
 - × データ系QoSとは何か?
 - × QoSをどのように計測するべきか?
 - × サービスに対してどのように課金するべきか?
 - × トラフィック特性を予測できるか?
 - × エンド間性能はユーザがわからない

米国における例
電話: 8%/年、データ: 100%/年、3年で桁上昇
K.G. Coffman and A.M. Odlyzko, "The size and growth rate of the Internet," <http://www.research.att.com/~amo>

□ 予測は不可能!

M. Murata 22 Osaka University

フィードバックループによるネットワークディメンジョンング

将来的なトラフィック需要予測は困難

M. Murata 23 Osaka University

トラフィック計測のアプローチ

- **トラフィック計測関係のプロジェクト**
 - × "Cooperative Association for Internet Data Analysis," <http://www.caidaorg/>
 - × "Internet Performance Measurement and Analysis Project," <http://www.merit.edu/ipma/>
- **意味のある情報をいかに拾い出すか?**
 - × 経路制御による経路の不安定性
 - × TCPの誤り制御によるセグメント再送
 - × ストリーミングメディアのレート制御
 - × 例: 利用率が低いのは
 - ✓ 輻輳制御のため?
 - ✓ エンドユーザのアクセス回線が細いため?
 - ✓ エンドホストのパワー不足?

M. Murata 24 Osaka University

トラフィック計測の2つの手法： パッシブ/アクティブ

- **パッシブな計測**
 - × OC3MON, OC12MON, ...
 - × 点観測
 - × 実際のトラフィック需要の予測は困難
 - × ユーザQoSは不明
- **アクティブな計測**
 - × Pchar, Netperf, bprobe, ...
 - × エンド間性能の計測可能
 - × 直接ネットワーク設計に結びつくわけではない
(インターネットはコネクションレス!)

M. Murata 25

パッシブなトラフィック計測の例

- OC3MONによるデータ収集 (1999年2月)
- Httpトラフィックが50%を越す
- アプリケーションごとに異なる特性

M. Murata

フローごとのパケット数

□ **全体分布**

- × 対数正規分布

□ **すそ野分布**

- × パレートの分布

□ フローの時間的長さも同様の結果

M. Murata 27

アクティブな計測；帯域推定 Pathchar, Pchar

- 計測ホストからProbeパケットを送出
- RTTを計測
- 最小RTTから各リンクの帯域を推定

M. Murata 28

パケットサイズと最小RTTの関係

□ 計測ホストからn番目のルータまでの最小RTTはパケット長に比例する(はず)

$$\min RTT_n = \sum_{j=1}^n \left(\frac{s + s_{ICMP} + 2p_j}{b_j} \right) + \sum_{i=1}^n f_i$$

$$= s \sum_{j=1}^n \frac{1}{b_j} + a$$

$\min RTT_n$: Minimum RTT
 s : Packet Size
 b_j : Bandwidth of link n

M. Murata 29

Pathchar, Pcharにおける 帯域推定の方法

- 送信ホストとn番目ルータの間の最小RTTで傾きが決定できる
- 最小二乗近似により傾きを決定
- n番目のリンクの帯域を決定

$$\sum_{j=1}^n \frac{1}{b_j} = b_n$$

$$b_n = \frac{1}{b_n - b_{n-1}}$$

M. Murata 30

いくつかの改善

1. ルート変更に対して
 - ➡ クラスタリング
2. 結果に対する信頼度を高めるために
 - ➡ 信頼区間を導出
3. 測定誤差に対する分布に対する仮定をおかないために
 - ➡ ノンパラメトリック手法
4. 測定のオーバーヘッドを軽減するために
 - ➡ 指定された信頼区間を得れば、測定終了

M. Murata 31

測定誤差

□ 最小RTTの測定誤差が正規分布に従うと仮定した場合、例外的な誤差が与える影響が大きくなる

例外的な誤差

ルート変更による「誤差」

M. Murata 32

クラスタリング手法

□ ルート変更による「誤差」の除去

ルート変更による「誤差」

クラスタリングによる結果

M. Murata 33

ノンパラメトリック手法

□ 最小RTTの測定

□ すべてのくみあわせごとに傾きを計算

➡

□ メディアンを選択

□ 誤差分布に依存しない

M. Murata 34

測定時間に関する適応制御

□ プローブパケット数を制御

1. ある決められた数のパケットを送出
2. 信頼区間を導出
3. 信頼区間が十分狭くなるまで、1、2を繰り返す

➡ 信頼区間付結果が得られ、結果として不必要な測定を避けられる

M. Murata 35

ルート変動があった場合の評価結果

□ クラスタリング手法の効果

帯域	手法	評価結果	パケット数
10 Mbps	Pathchar	-22.6	200
	M-estimation	10.1<12.4<16.1	200
	Wilcoxon	16.6<17.0<24.1	200
	Kendall	14.2<17.0<25.3	200
2 Mbps	Pathchar	8.25	200
	M-estimation	9.79<9.94<10.1	20
	Wilcoxon	13.3<13.8<14.4	90
	Kendall	13.6<13.8<14.1	90

M. Murata 36

トラフィック計測による ボトルネック特定

- ネットワーク提供者による容量設計の限界
- エンドユーザ(エッジルータ)による性能向上策
- ✗ ボトルネックの特定
- ✗ 回線増強へのフィードバック

M. Murata 37 Osaka University

ウィンドウサイズとバッファサイズ

- TCP コネクションのウィンドウサイズの期待値 $E[W]$

$$E[W] = \frac{2+b}{3b} + \sqrt{\frac{8(1-p)}{3bp} + \frac{a^2+b^2}{3b^2}}$$

受信側のバッファサイズが不足

$E[W] \geq W_{max}$
 $E[W]$: ウィンドウサイズの期待値
 W_{max} : 受信側ホストのソケットバッファサイズ

M. Murata 38 Osaka University

TCP スループット

- RTT, パケットロス率, ウィンドウサイズの最大値, タイムアウト時の再送間隔を用いて予測

$$B(p) = \frac{1-p}{RTT \left(\frac{D}{2} E[W] + \frac{1}{\theta} \right) + \frac{1}{1-p}}$$

$$E[W] < W_{max}$$

$$B(p) = \frac{1-p}{RTT \left(\frac{D}{8} W_{max}^2 + \frac{1}{2\theta} + \frac{1}{Q(W_{max})} \right) + \frac{1}{1-p}}$$

$$E[W] \approx W_{max}$$

⇒ 実測値と予測値からボトルネックを特定

[3] J. Padhye, V. Firoiu, D. Towsley, and J. Kurose, "Modeling TCP throughput: A simple model and its empirical validation", Proceedings of ACM SIGCOMM98, pp.303-314, September 1998.

M. Murata Osaka University

計測パラメータ

- RTT
 - ✗ ping による計測
- タイムアウト時のパケット再送間隔
- パケットロス率
 - ✗ 同一シーケンス番号のACKパケットを3つ以上受信したとき、パケットロスが起こったものとして計測
- TCP スループットの**実測値**
 - ✗ ftp サーバからファイルをダウンロードすることで計測
- ボトルネックリンクの**回線容量**
 - ✗ pchar による計測

M. Murata 40 Osaka University

受信側ソケットバッファサイズが ボトルネックとなる場合

バッファサイズ	8 KB	32 KB	64 KB
RTT (ms)	17.7	23.4	23.4
パケットロス率 (%)	0.00007	0.00293	0.00406
計測値 (Mbps)	2.13	9.66	15.6
推定値 (Mbps)	2.62	10.5	20.8
バッファ	不足	不足	不足

ボトルネックリンクの回線容量 19.3 Mbps

- 受信側ホストのバッファサイズを増加させると、TCP スループットも大きくなる
- 「バッファが不足している」

M. Murata 41 Osaka University

リンク帯域がボトルネックとなる場合

バッファサイズ	8 KB	32 KB	64 KB
RTT (ms)	4.03	17.4	21.7
パケットロス率 (%)	0.000187	0.000946	0.00268
計測値 (Mbps)	1.35	1.36	1.35
推定値 (Mbps)	1.62	2.57	1.21
バッファ	不足	十分	十分

ボトルネックリンクの回線容量 1.47 Mbps

- パケットロス率, RTT が増大する
- TCP スループットがボトルネックリンクの回線容量の限界に達している

M. Murata 42 Osaka University

パケット転送遅延時間の測定とその応用

- 柔軟性の高いルーティング機構が現在のインターネットの広い普及に貢献
 - × 動的ルーティング
 - × 到着順処理
 - × エンドユーザにとってインターネットが不透明になる要因
- パケット転送遅延時間は通信品質に影響を及ぼす重要な指標
 - × TCP: RTTによるウィンドウフロー制御
 - × ストリーミングアプリケーション: プレイアウト時間の制御

M. Murata 43

プレイアウト時間

The diagram shows a timeline for packet transmission. It labels the sender host (送信ホスト) and receiver host (受信ホスト). Key time points include: t : 送信時刻 (transmission time), a : 受信時刻 (reception time), p : プレイアウト時刻 (playout time), d : 総遅延 (total delay), n : ネットワーク遅延 (network delay), b : プレイアウト遅延 (playout delay), $Dprop$: 伝播遅延 (propagation delay), and v : ルータにおける遅延 (delay at the router).

The histogram shows the distribution of packet delay times in milliseconds. The x-axis ranges from 220 to 340 ms. The y-axis shows percentage [%]. Key statistics: 90% of packets have a delay of 220ms or less, 99% are at or below 260ms, and 99.9% are at or below 300ms.

M. Murata 44

往復遅延(RTT)測定方法

- pcharを用いて測定
 - × 遅延、タイムスタンプ、経路変更の検知

The diagram illustrates a measurement setup. A 'Measurement host' is connected to a 'Target host' via the Internet and a 'Telephone line' (28.8 Kbps). A 'Sender host' is connected to a 'Receiver host' via LAN, Internet, and GPS satellite (28.8 Kbps). The measurement involves sending a packet from the sender to the receiver and back.

片方向遅延測定方法

- ツールを作成
 - × 送信直前に送受信ホストを同期
 - × 送信直前の時刻と受信直後の時刻より片方向遅延を算出

M. Murata 45

RTTのモデル化結果

分布	χ^2 検定
正規分布	122.23
指数分布	471.57
対数正規	103.56
パレート	74.32

The plot shows the RTT distribution on a log-log scale. The x-axis is '遅延 [ms]' (delay in ms) from 200 to 1200. The y-axis is '確率密度' (probability density) from 0.001 to 0.1. Models shown include: Exponential (471.57), Target Value (99%), Pareto (74.32), Normal (122.23), and Log-Normal (103.56). A 'Sample (RTT_Heavy)' is also indicated.

- 23時
- 約45分
- 1万3千個

M. Murata 46

RTTのモデル化結果

時刻	χ^2 検定			
	正規分布	指数分布	対数正規分布	パレート分布
11PM	122.22	471.56	266.60	74.32
0AM	156.09	670.34	128.86	58.45
2AM	157.21	1691.48	242.74	115.28
7AM	292.30	3598.50	240.55	124.03
10AM	169.64	970.60	360.29	80.57
2PM	147.02	599.37	250.51	66.25

片方向遅延のモデル化結果

時刻	χ^2 検定			
	正規分布	指数分布	対数正規分布	パレート分布
7PM	194.33	384.95	257.05	55.65
9PM	83.82	602.56	71.96	19.56
11PM	53.86	470.90	49.67	30.10
1AM	55.06	426.46	49.99	24.01
5AM	94.45	500.91	65.77	25.16
9AM	107.76	754.09	98.74	45.33
12PM	108.66	1218.95	101.09	30.61
3PM	109.07	336.49	85.41	21.21

M. Murata 47

プレイアウト制御への適用

- 提案するプレイアウト制御アルゴリズム
 1. 遅延データを記録しておく
 2. 遅延データよりパレート分布パラメータ推定を行う
 3. 推定されたパラメータより要求されるパケットロス率を満たすプレイアウト遅延を計算する
 4. 送信時刻とプレイアウト遅延よりプレイアウト時間を求める

M. Murata 48

プレイアウト制御の精度

□ **パラメータ推定に用いるデータ数のプレイアウト制御に及ぼす影響**

× 多い場合

- ✓ パラメータを安定した誤差で推定可能
- ✓ 遅延の急激な変動に追従できない

× 少ない場合

- ✓ 最近のデータを反映したプレイアウト時間を設定可能
- ✓ パラメータ推定の精度の低下

データ数とプレイアウト値の関係

M. Murata 49

評価結果

□ **異なるアルゴリズムを用いたプレイアウト制御[1]の結果と比較**

□ **評価対象：トレースデータによって各アルゴリズムのバケットロス率を算出**

[1] R.Ramjee, J.Kurose, D.Towsley, and H.Schulzrinne, "Adaptive playout mechanisms for packetized audio applications in wide-area networks," in Proceedings of IEEE INFOCOM94, pp.680-688, April 1994

M. Murata 50

アルゴリズムの評価

時刻	アルゴリズム	目標値	バケットロス率	平均プレイアウト遅延
11PM	1	95%	5.13	221.17
		99%	1.37	263.12
		99.9%	0.14	355.38
	2	-	2.46	237.16
	3	-	0.24	352.64
8 AM	1	95%	5.42	247.66
		99%	1.08	270.11
		99.9%	0.10	386.23
	2	-	1.08	277.88
	3	-	0.12	353.08

M. Murata 51

インターネットにおける計測と制御

□ **データ系QoSとは**

□ **次世代インターネットにおける諸課題**

1. 実時間マルチメディアアプリケーションにおけるQoS保証
2. ネットワーク機能の再配分
3. 高性能プロトコル
4. ユーザ間の公平性
5. 高性能エンドシステム
6. ネットワークディメンジョンング
7. 高速バックボーンと高速スイッチング
8. インターネットのための基礎理論

M. Murata 52

インターネットにおける基礎理論？

□ **M/M/1 パラダイム (待ち行列理論) は果たして有効か？**

× わかるのは、ルータの1出力ポートにおけるバケット遅延・棄却率

→ データ系QoSはバケットレベルの遅延ではない

× アラン呼損式 (電気通信網; トラヒック理論) では呼損率 = ユーザレベルのQoS

□ **ルータにおける振る舞い**

× 上位層のTCPは本質的にフィードバックシステム

× オープンシステムではない

□ **ユーザレベルのデータ系アプリケーションQoS**

× 例えば、Webのドキュメント転送時間

M. Murata 53

インターネットはフィードバックシステム

□ **データアプリケーション**

× エンドシステムのTCPによる閉ループ型輻輳制御

□ **ストリーミングメディア**

× UDP/RTP/RTCPによるレート・遅延適応型輻輳制御

→ **制御理論によるアプローチ**

× システムの安定性・過渡特性の評価

M. Murata 54

REDゲートウェイの特徴

- TCPのフローを区別しない
- 実装が簡単
- 制御パラメータの設定が困難
 - × minth: 最小しきい値
 - × maxth: 最大しきい値
 - × maxp: 最大パケット棄却率
 - × wq: 指数平均の重み
- パケット到着時の処理
 - × 移動平均(EWMA)により平均キュー長を更新
 - × 平均キュー長からパケット棄却率を計算
 - × 到着したパケットを確率的に廃棄

$$p_b = \begin{cases} 0 & \text{if } \bar{q} < \min_{th} \\ \frac{1}{\max_{th} - \min_{th}} (\bar{q} - \min_{th}) & \text{if } \bar{q} \geq \min_{th} \\ \max_p & \text{otherwise} \end{cases}$$

M. Murata 55 Osaka University

研究の動向

- シミュレーションによる評価
 - × TCP + REDゲートウェイ
 - × 制御パラメータを経験的に決定
- 数学的解析手法による評価
 - × ポアソン到着
 - ✓ TCPのダイナミクスが考慮されていない
- 数学的解析手法による制御パラメータの決定方法?
 - × ウィンドウ型フロー制御を離散時間モデルで記述
 - × 制御理論による安定性/過渡特性解析

M. Murata 56 Osaka University

解析モデル

- 解析モデル
 - × 送信側ホストは TCP Reno
 - × 離散時間モデル (スロット長 = RTT)
- 解析における仮定
 - × すべての接続の伝播遅延は等しい
 - × 送信側ホストは常に転送するデータを持つ
 - × パケット棄却はすべて重複ACKにより検出

M. Murata 57 Osaka University

解析の概要

STEP 1: 状態遷移方程式の導出

- × 状態変数 (N + 2 個) としてスロット間の状態遷移を記述
 - ✓ 送信側ホストのウィンドウサイズ
 - ✓ REDゲートウェイのキュー長
 - ✓ REDゲートウェイの平均キュー長
 - ✓ 状態遷移方程式は確率 pb を含む

STEP 2: 定常状態解析および過渡特性解析

- × 平衡点 (定常状態における値) を導出
- × 平均状態遷移方程式を線形化 (1次近似)
- × 制御理論を適用
 - ✓ 特性方程式の固有値 s_i が特性を決定する
 - ✓ 安定条件: s_i のノルムが1より小さい
 - ✓ 過渡特性: s_i のノルムの最大値が小さいほどよい

M. Murata 58 Osaka University

数値例：安定条件

N=1, B=2 [packet/ms], t=1 [ms], maxp=0.1, qw=0.02, N=5 or B=10 [packet/ms]

M. Murata 59 Osaka University

ただし、バックボーンルータへの到着はポアソン！?

M. Murata 60 Osaka University