

異なるパケット遅延配分を考慮したスケジューリングアルゴリズム

間瀬 憲一[†] 大原 一浩^{††} 能上 慎也^{†††} 柄沢 直之[†]

A Scheduling Algorithm for Packet Delay Differentiation

Kenichi MASE[†], Kazuhiro OHARA^{††}, Shinya NOGAMI^{†††}, and Naoyuki KARASAWA[†]

あらまし ネットワークノードにおいてトラフィックフローごとに異なる品質を保証するためのキュー長制御と呼ぶスケジューリング方式を提案する。本方式では各キューの遅延目標に基づき、そのキューに関する制御パラメータ（平均キュー長とその標準偏差）をあらかじめ（オフラインで）M/G/1モデルを用いて求めておき、得られた各キューの制御パラメータに基づき、スケジューリングを行うものである。シミュレーションにより、本方式は他の方式に比べて、より広い範囲で各トラフィックフローの遅延目標を達成可能であることを示す。また、制御パラメータを求める際、実際のパケット長分布やパケット到着分布とは異なる仮定を用いても、ある程度の性能を達成可能であること、すなわちロバスト性に優れた制御特性を有することを示す。

キーワード スケジューリング, 遅延時間目標, キュー長制御方式, FIFO, 優先権方式, M/G/1

1. まえがき

近年、インターネットの急速な利用拡大に伴いトラフィックが増加している。ネットワーク上には音声通信も含めた様々な種類のアプリケーションに起因するデータが同時かつ大量に流れている。データ通信、トランザクション処理、音声、動画像などによりデータの種類によってパケット遅延、パケット損失など要求される品質は異なる。インターネットのようなベストエフォート型のサービスを提供するネットワークにおいて様々なアプリケーションを利用する利用者に、いかに快適なコミュニケーション環境を提供するかが課題となっている [1]。このためインターネット接続事業者 (ISP) はサービスレベルアグリーメント (SLA) の導入を進めており、バックボーンネットワークのハブルータ間で往復遅延時間等を保証することが一般的になっている [2]。IETF では、インターネットにおいて品質をコントロールするための枠組みとし

て、Differentiated Service の RFC 化等が進展している [3]。

利用者に適切な品質を提供するためには、(1) エンド-エンド間の品質目標の確立、(2) ISP 等が管理する各ネットワーク及び各ネットワーク内でのネットワーク要素への品質目標値の配分 (品質配分) [4]~[6]、(3) 各ネットワーク要素に配分された品質の実現の三つが必要である。本論文では、(3) の観点からネットワーク内のノード (ルータ) に複数のトラフィックフローが加わるモデルを対象として、トラフィックフローごとに異なるパケット遅延時間を実現する方策について考察を行う。

パケット遅延時間を制御するためにパケットスケジューリングの利用が考えられる。従来、パケットスケジューリングに関しては優先度や公平な帯域割当ての観点から、種々のアルゴリズムが提案されている [4], [7]~[17]。パケットスケジューリングをその制御目標に基づいて分類すると、パケットの転送完了までにかかる時間 (パケット遅延時間) の制御を目標とするものと、共用リソースであるリンクの帯域割当ての制御を目標とするものに大別される。前者の例としては、FIFO, 優先権制御がある。後者の例としては、WRR, WFQ [8], CBQ [18], [19], H-FSC [20] 等がある。また、同一リンクの帯域を複数の機関が共用し、各機関は割り当てられた帯域のなかで、トラフィック種

[†]新潟大学工学部情報工学科, 新潟市
Department of Information Engineering, Niigata University,
2-8050 Ikarashi, Niigata-shi, 950-2181 Japan

^{††}NTT 東日本, 新潟市
NTT East Corporation Niigata Branch Corporation Business Department, 1-37 Kawagishicho, Niigata-shi, 951-8133 Japan

^{†††}NTT サービスインテグレーション基盤研究所, 武蔵野市
NTT Service Integration Laboratories, 3-9-11 Midori-cho, Musashino-shi, 180-8585 Japan

別ごとに異なる QoS を実現する場合のように、上述の二つのスケジューリングを組み合わせて使用することも考えられる。CBQ, H-FSC 等の階層的な帯域割当てを行う方式はそのような枠組みを与えている。

近年、上述のようにインターネット接続サービスでは SLA (サービスレベルアグリーメント) の導入が進展しており、その一つの項目として、ISP ネットワーク内でのパケット転送時間の制御が重要な課題になっている。このためには、ネットワーク内でのルータのホップ数や、1 ホップごとのパケット遅延時間の制御も必要であり、パケット遅延時間を制御目標とするスケジューリング技術の新たな開拓も必要であろう。SLA を前提とすると、ISP は SLA の項目、例えばネットワーク内の往復遅延の 1 か月平均値を規定値以下に維持する必要がある、この目標を達成するために必要であればリソース追加を行う。また、短期的に 1 か月平均の目標値を上回っている場合でも、その期間における目標値とのかい離を最小化することで、1 か月平均では目標を達成できる場合もある。したがって、与えられたリソースのもとで、パケット遅延時間の異なる目標をもつトラフィックフローに対して、可能であれば、遅延目標を達成させ、困難な場合も目標からのかい離を最小化するようなスケジューリング方式が望まれる。上述の帯域割当て型のスケジューリング方式でもリアルタイムアプリケーションの最大遅延等を制御することは可能であるが、そのためにはアプリケーションの平均速度等の情報が必要であり、集束されたトラフィックフローの制御への適用性については明らかではない。

このような観点から本論文では、パケット遅延時間の目標値に基づくキュー長制御 (QLC: Queue Length Control) 方式を提案する [5], [13]。まず 2. ではネットワークを構成するノードにおける出回線の設備設計の考え方とスケジューリングアルゴリズムの意義について述べる。3. では、検討対象とするノードのモデル化を行い、4. では QLC 方式の原理について述べる。5. では QLC 方式のトラフィック耐力に関してシミュレーションによる検討を行い、パケット遅延時間制御型の FIFO, 優先権方式と比較、評価を行う。最後に 6. で結論を述べる。

2. 出回線の設備設計とピークトラフィック

ネットワーク内のノード (ルータ) は方路ごとの出回線を有する。この出回線の伝送容量は予測されるトラフィックに基づいて、設計される。ネットワークの設

備設計には短期、中期、長期等のサイクルがあり、伝送容量の設計は主として、短期、中期の課題になる。このような設計サイクルの期間により、トラフィックの予測精度や、結果に要求される精度は異なってくる。一般には、伝送容量の大まかな設計は 1 年先くらいの需要予測に基づくとしても、現状の SLA に見られるように、月単位で一定のサービス水準を維持するためには、数か月先の需要予測が重要になる。このような設計対象となる期間において、ノードに定常的に加わるトラフィックをある程度の精度で予測することは可能であろうが、瞬時に加わるピークトラフィックの予測は困難である。

ピークトラフィックにも対応できるように出回線の伝送容量を設計すると、出回線の利用率は低下し、コストの高いネットワークになってしまう。定常的なトラフィックフローに基づいてフローごとの品質目標を満足させるように出回線容量を設定すれば、出回線の利用率が大きく改善されることが期待される。ISP 等が実施する現状の SLA では、バックボーンネットワークを構成するハブルータ間の月当り平均往復遅延時間を保証するケースが多い。したがって、そのような場合にはピークトラフィックに対して一時的に品質が劣化することが許容されていることになる。このとき、ピークトラフィック時においても、各トラフィックフローにおいてできるだけ品質目標からのかい離が少なくなるようなトラフィック耐力に優れたパケットスケジューリングが望まれる。以下では、このような観点からスケジューリングアルゴリズムの提案と評価を行う。

3. モデルの定義

ISP 等が管理する各ネットワークに着目する。このネットワークには複数の入口または出口となるノードがある。同じ入口ノードから同じ出口ノード (エッジ・エッジ) に流れるトラフィックフローに着目する。ここで、各トラフィックフローを構成するパケットがネットワークの入口ノードに到着してから出口ノードから退出するまでの時間がネットワークの通過時間 (遅延) である。エッジ・エッジトラフィックフローの遅延目標は ISP 間の SLA 等で規定されるものとする。二つのエッジ・エッジトラフィックフローのエッジ・エッジ遅延目標が同じでも入口・出口ノードが異なれば、ホップ数が異なり、通過する各ノードで異なる遅延配分が必要になる場合がある。更に、一つのエッジ・エッジトラフィックフローのなかに遅延目標が異なる複数のトラフィック

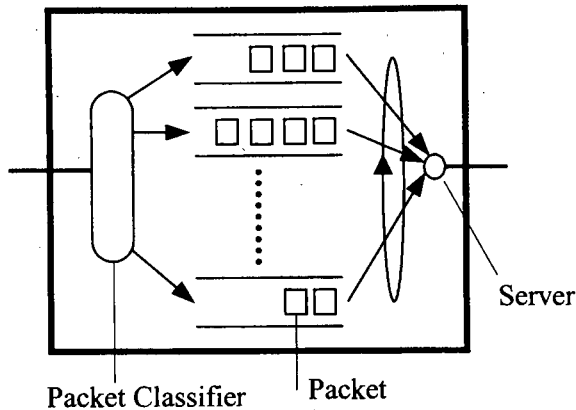


図1 ノードのモデル
Fig. 1 A node model.

フローがある場合もある。この場合、出入口は同じでも遅延目標が異なるため、別々のトラフィックフローとして扱われ、ネットワーク内で異なる経路を経由したり、通過する各ノードで異なる遅延配分がなされる場合もある。この結果、ネットワーク内の各ノードには、ノード当りの遅延目標が異なる複数のトラフィックフローが加わることになる。異なるトラフィックフローに属するパケットの識別はパケットヘッダ (TOS フィールド等) の設定値に基づいて行われる。

出回線の一つに着目し、対象とするネットワークノードのモデルを図1に示す。ノードに到着したパケットはパケット分類器によって、トラフィックフローごとに振り分けられ対応するキューに格納される。サーバはスケジューリングアルゴリズムに基づきサービスすべきキューを一つ選択し、パケットを1個取り出し出回線へ転送する。このノード内で生じる遅延時間の主要因 (固定遅延を除く) は、フローごとのキューでの転送待ち時間とサーバでの転送処理時間の和 (システム時間) である。

図2(a)は図1のモデルのキューに関する部分を抜き出したものである。キューの数を n とする。各キューに加わるトラフィックフローのパケット到着率 λ_i 、パケット長の分布、平均パケット長 L_i 、及びパケット遅延目標は、上述したようにエッジ・エッジのトラフィックフローに対する遅延配分の結果として、与えられるものとする。以下では、パケット遅延目標として、平均遅延時間 t 、95%遅延時間 t_{95} の二つの与え方を考える。現在の SLA では前者が一般的であるが、遅延に厳しいアプリケーション等を考えると後者の形が有用な場合もあると考えられる。前者に対しては、パ

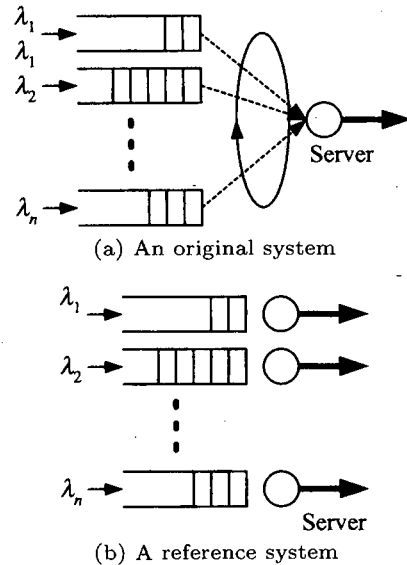


図2 サービスモデル
Fig. 2 Service model.

表1 検討対象
Table 1 Study models.

	遅延目標	パケット長分布
ケース1	95%遅延目標 t_{95}	指数分布
ケース2	平均遅延目標 t	指数分布
ケース3	平均遅延目標 t_D	一定分布

ケット長分布として指数分布と一定分布、後者に対しては指数分布の場合を考察する (表1)。

複数のトラフィックフローを単一キューでサービスするモデルを用いる場合、単一キューがFIFOサービスとすればフローごとに複数の遅延目標を実現することはできないので、最も厳しい目標を満足するように出回線の設備設計を行う必要がある。これに対して、図2(a)のモデルにおいてフローごとに異なる遅延配分を考慮したパケットスケジューリングを行うことにより、出回線の所要容量を削減できる。あるいは、FIFO前提で設備設計をした場合には、ある程度のピークトラフィックに対しても各トラフィックフローの遅延目標を達成することが可能になる。これをトラフィック耐力の向上と呼ぶ。以下の評価では、このトラフィック耐力の向上に着目して評価を行う。

4. キュー長制御方式の原理

本論文で提案するキュー長制御スケジューリング方式 (QLC方式) のモデルを図2(b)に示す。以下では図2(a)をオリジナルシステムと呼ぶ。(b)はオリジナルシステムの各キューに対応し、オリジナルシステム

のスケジューリングに必要な制御パラメータを求める M/G/1 システムの集合であり、参照システムと呼ぶ。QLC 方式は参照システムを用いたオフライン処理とオリジナルシステムにおけるスケジューリング処理からなる。オリジナルシステムは M/G/1 ではないが、参照システムに M/G/1 モデルを適用して遅延目標を満足する平均キュー長を求め、オリジナルシステムにおいて、得られた平均キュー長を目安にスケジューリングを行えば、結果として M/G/1 と同等の遅延特性が得られ、各キューで遅延目標が実現されると考えるのである。次に各処理を説明する。

(1) オフライン処理

3.に述べたように、各キューに加わるトラフィックフローの到着率 λ_i 、到着率の分布と平均到着率 L_i が与えられているものとする。これをもとに、参照システムにおいて、各トラフィックフローのノード内遅延目標を満足する制御パラメータ（平均キュー長 \bar{q}_i と標準偏差 σ_i ）を求めておく（付録(1)）。ただし、キュー長とは転送中のパケットを含まないものであり、付録(1)ではキューの番号を省略して、平均キュー長を \bar{N}_q 、標準偏差を σ_{N_q} で表している。ここで、オリジナルシステムの各キューへの到着率分布は必ずしもポアソン分布を満足する必要はない。あくまで、制御パラメータを求める手段として、M/G/1 モデルを用いるのである。同様に、オリジナルシステムにおける到着率の分布が既知で制御パラメータを求める計算が容易であれば、その分布を用いるが、分布が未知あるいは計算困難な場合には、計算が容易な単純な分布、例えば指数分布を用いる。すなわち M/M/1 である。オリジナルシステムと参照システムで使用する分布が異なれば、制御の精度が低下するおそれがある。この点については、5.で検証する。

(2) スケジューリング処理

オリジナルシステムにおける各キューの平均キュー長が参照システムにより算出された対応するキューの平均キュー長 \bar{q}_i と同等になることを期待し、オリジナルシステムの各キューで平均キュー長 \bar{q}_i からのかい離が最小となるように、サービスを行う。すなわち、サービス終了時点で各キューについて以下の計算を行う。ここで q_i はサービス終了時点でのキュー i のキュー長である。

$$A_i = \frac{q_i - \bar{q}_i}{\sigma_i} \quad (i = 1, 2, \dots, n) \quad (1)$$

ここで、平均キュー長からのかい離を直接利用するのではなく、 σ_i で正規化している。

(3) 各キューの A_i 値が最大となるものから、パケットを一つ取り出しサービスを行う。もし、同一の A_i 値をもつキューが複数存在する場合には、そのなかの任意のキューに関してサービスを行う。

すなわち、ここで提案しているのは、各キュー長の変動の大きさを考慮しながら、各キューをなるべく平均キュー長に近づけるような方向でキューを選択し、パケットを処理するスケジューリングであるといえる。

5. シミュレーション結果と考察

比較のため、QLC 方式に加え、FIFO 方式、優先権方式についてもシミュレーションを行った。優先権方式では遅延目標の厳しいキューを優先してサービスを行う。同じ優先度のキューに対しては、FIFO を適用する。それぞれのシミュレーションにおいて、QLC 方式においてはキューごとの到着率を用いて制御パラメータ（平均キュー長と標準偏差）を再計算している。また、到着率と平均到着率、事前の予測やリアルタイムのトラフィック測定に基づき正しく推定されていることを条件とする。キューの数を $n = 10$ とし、各キューの到着率はポアソン分布に従うものとする。平均到着率を $L = 2,000$ bit/s とする。出回線容量は基準となる設計トラフィックに対して、FIFO でサービスしたとき、最も厳しい遅延目標を満足するように設定する。シミュレーションに関しては図 3~図 5 までは総パケット数 40 万で 10 回、その他は 100 万で 5 回行い、その結果を平均して遅延特性を求めている。図では省略しているが、信頼区間を求め、十分な精度を確認している。

5.1 トラフィック比率に対する耐力の評価

シミュレーション条件を表 2 に示す。10 個のキューを二つのグループに分け、キューグループ間で遅延目標が異なるものとする。

表 2 の場合、キューグループ 1 のトラフィックが占め

表 2 シミュレーション条件 (1)
Table 2 Simulation parameters (1).

	Queue group 1	Queue group 2
\bar{t}	1.669 ms	3.338 ms
\bar{t}_D	0.859 ms	1.718 ms
t_{95}	5 ms	10 ms
キューごとの到着率 (packet/s)	$\lambda_i = 2,000$ ($i = 1, 2, 3$)	$\lambda_i = 2,000$ ($i = 4, \dots, 10$)

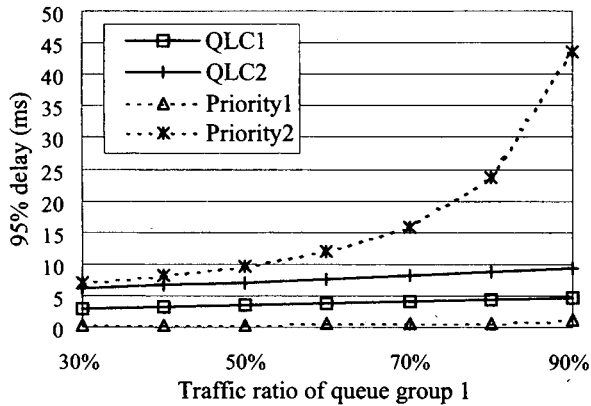


図3 トラフィック比率と遅延特性 (ケース1)
Fig. 3 Delay versus traffic ratio (case 1).

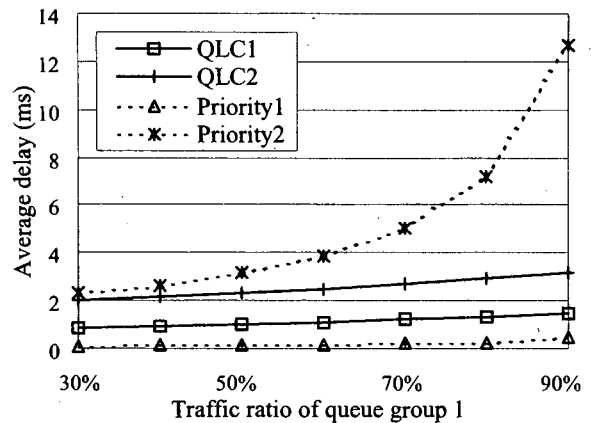


図4 トラフィック比率と遅延特性 (ケース2)
Fig. 4 Delay versus traffic ratio (case 2).

る割合 (トラフィック比率) は 30% である。総トラフィックを 20,000 packet/s として、キューグループ 1 のトラフィック比率を変化させ、各キューグループ内では各キューのトラフィックが均等として、シミュレーションを行った。表 1 のケース 1~3 のそれぞれに関するキューグループ 1 のトラフィック比率と遅延時間 (95% 遅延時間または平均遅延時間) の関係を図 3~図 5 に示す。総トラフィック一定のため FIFO の場合を省略している。

各図において、優先権方式ではキューグループ 1 の比率が 50% 以上になるとキューグループ 2 は品質目標値を満たさなくなるが、QLC 方式では、トラフィック比率に関係なく品質目標を満足していることがわかる。

これは優先権方式では、グループ 1 のトラフィックが増えると、そのパケットで帯域が埋めつくされ、キューグループ 2 のパケットは帯域が空くまで待ち続けるためである。トラフィック比率にかかわらず、遅延時間を保証するには不向きである。

図 3, 図 4 より 95% 遅延と平均遅延について同じような傾向にあることがわかる。以下では平均遅延を中心に評価を行う。

5.2 トラフィック耐力の評価

シミュレーションの条件を表 3 に示す。10 個のキューを三つのキューグループに分け、遅延目標とトラフィックがキューグループごとに異なるものとする。

キューグループ 2 の一つのキュー (キュー 3) のトラフィックが増加した場合のシミュレーションを行う。トラフィックの増加量と遅延時間の関係を図 6 (パケット長が指数分布)、図 7 (パケット長が一定分布) に示す。図 6, 図 7 において FIFO の場合は、平均遅延はキューグループによらず同じ値になるので、グラフは 1 本である。優先権方式では、キューグループ 1 と 2

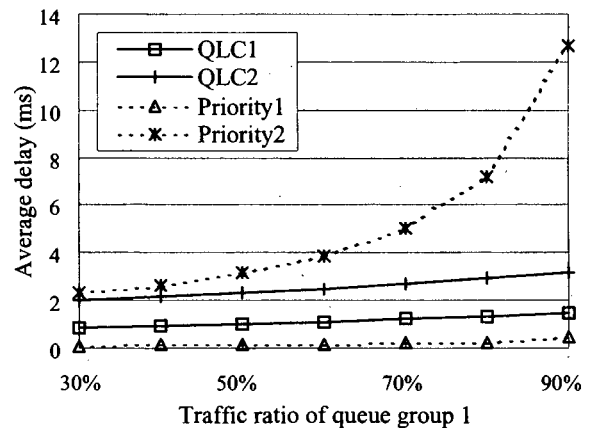


図5 トラフィック比率と遅延特性 (ケース3)
Fig. 5 Delay versus traffic ratio (case 3).

表 3 シミュレーション条件 (2)
Table 3 Simulation parameters (2).

	Queue group 1	Queue group 2	Queue group 3
\bar{t}	2 ms	4 ms	6 ms
t_D	2 ms	4 ms	6 ms
t_{95}	6 ms	12 ms	18 ms
キューごとの到着率 (packet/s)	$\lambda_i = 1,000$ ($i = 1, 2$)	$\lambda_i = 3,000$ ($i = 3, \dots, 6$)	$\lambda_i = 1,500$ ($i = 7, \dots, 10$)

の平均遅延は微少で重なっており、キューグループ 3 に対応して、もう 1 本のグラフがある。QLC 方式ではキューグループ 1, 2, 3 のそれぞれに対して対応する 3 本のグラフがある。

FIFO ではトラフィックが増加するとキューグループ 1 の目標をすぐに超えてしまう。超えた後は遅延時間が緩やかに上昇していく。優先権方式ではキューグループ 1, 2 は目標をはるかに下回っているが、キューグループ 3 は目標を全く満足できない。また、遅延時間

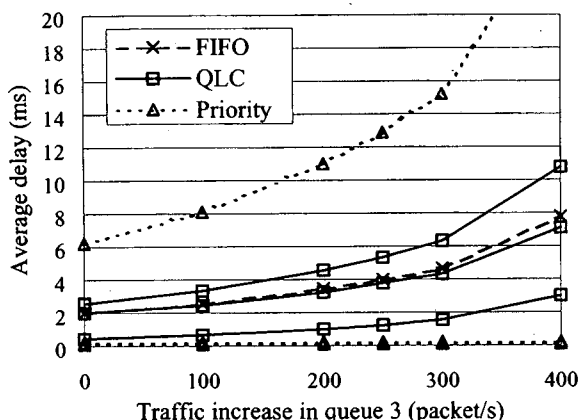


図6 トラフィックの増加と遅延特性 (ケース2)
Fig.6 Delay versus traffic load (case 2).

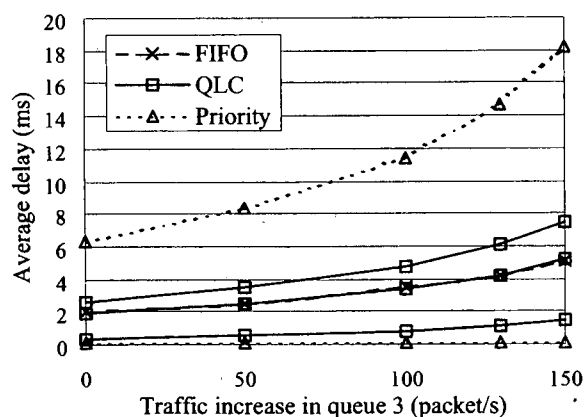


図7 トラフィックの増加と遅延特性 (ケース3)
Fig.7 Delay versus traffic load (case 3).

の増加率が大きい。QLC方式ではすべてのグループについて、図6の場合で約260 packet/s, 図7の場合で約120 packet/sまで目標を満足することができ、目標を超えた後も遅延時間増加率は小さい。このように複数の品質目標があり、設計値以上のトラフィックがノードに加わった場合、QLC方式のトラフィック耐力が高い。なお、キューグループ1, 3のトラフィックを増やした場合も同様の結果となった。

5.3 目標値と許容トラフィックの関係

表3の条件でキューグループ3の目標値を変化させた場合、QLC方式と優先権方式それぞれについて、目標を達成しうる一つのキューにおけるトラフィック増加量の最大値(許容トラフィック)を求めた。キューグループ2の結果を図8に示す。

目標が大きくなると許容トラフィックは増加する。優先権方式と比較すると常にQLC方式が上回っている。このように、QLC方式は目標値が変わっても優先権方式よりトラフィック耐力に優れることがわかる。なお、

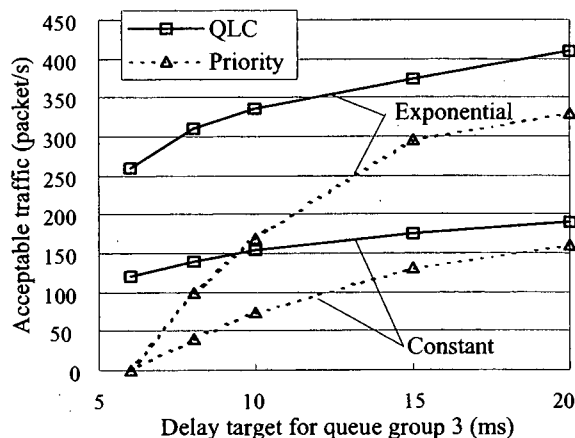


図8 キューグループ3の遅延目標と許容トラフィック
Fig.8 Acceptable traffic versus delay target for queue group 3.

表4 シミュレーション条件(3)
Table 4 Simulation parameters (3).

	Queue group 1	Queue group 2	Queue group 3
\bar{t}	2 ms	4~18 ms	20 ms
\bar{t}_D	2 ms	4~18 ms	20 ms
キューごとの到着率 (packet/s)	$\lambda_i = 1,000$ ($i = 1, 2$)	$\lambda_i = 3,000$ ($i = 3, \dots, 6$)	$\lambda_i = 1,500$ ($i = 7, \dots, 10$)

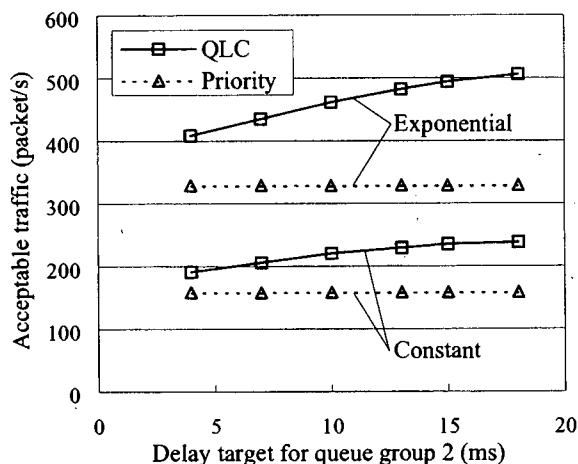


図9 キューグループ2の遅延目標と許容トラフィック
Fig.9 Acceptable traffic versus delay target or queue group 2.

その他のキューグループの場合についても同様である。

次に表4に示す条件でシミュレーションを行う。遅延目標の幅を大きくとり、キューグループ2の目標を変えて許容トラフィックを求めた。その結果を図9に示す。

キューグループ2の目標がキューグループ3のほうへ近づいていくと、QLC方式の許容トラフィックが増

える。優先権方式ではキューグループ1, 2は常に目標を満たしており、目標を超えるものがキューグループ3だけなので、キューグループ2の目標が変わっても許容トラフィックに変化はなく、QLC方式との差が広がっていることがわかる。

5.4 制御パラメータ算出に用いるモデルの単純化の影響

(1) パケット長分布単純化の影響

図7はパケット長分布が一定分布の場合の結果であった。すなわち、シミュレーションにおいてパケット長は一定分布であり、QLC方式の制御パラメータも一定分布を仮定して求められている。ここで、パケット長分布が不明の場合に、指数分布だと仮定し、平均パケット長のみが正しく求められるということを条件としてQLC方式に必要な平均キュー長等の制御パラメータを求めることを考える。このようにして得られた制御パラメータを用いてシミュレーションした結果を、図7の結果と比較して図10に示す。キューグループ1はパケット長一定で計算した場合よりわずかに遅延が大きくなる。キューグループ2, 3はその分遅延が小さくなるが、見た目にはわからない程度である。

次に、95%遅延について表3に示した目標を考えた場合の制御効果を図11に示す。FIFOでは、20 packet/sまで増加するとキューグループ1の目標が満たされなくなる。優先権方式ではわずかな増加でキューグループ3の目標が満たされなくなる。一方、QLC方式では約150 packet/sまで、すべてのキューグループの目標を満足できる。このように、パケット長が一定分布の場合に、指数分布と仮定して制御パラメータを求めても一定の効果が得られることがわかる。この結果が任意の分布に対しても成立するかは検証されていないが、FIFOや優先権方式に比べれば、優れた制御効果が得られると推察される。

(2) パケット到着モデルの単純化の影響

これまで、パケットの到着はランダムと仮定してきた。実際にはパケット到着がバースト的になる場合が想定される。このような場合、パケット到着の実際の分布を考慮するとQLC方式の制御パラメータの導出が複雑化する。また、分布が予測できない場合もあると考えられる。このような場合に、実際の分布を無視してポアソン到着を強引に適用し、制御パラメータを導出することが考えられる。一例として、2状態-MMPPモデルを用いてバーストトラフィックを発生

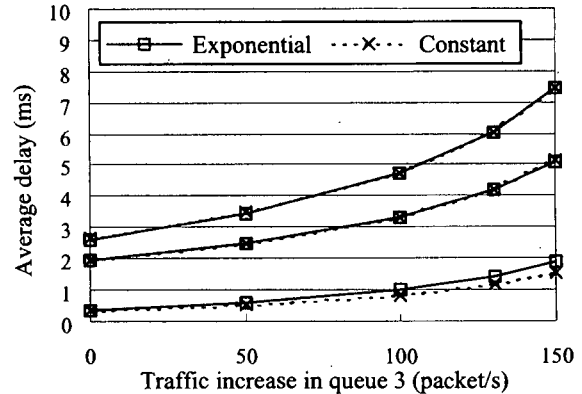


図10 異なるパケット長分布に対するスケジューリングの効果 (平均遅延目標)

Fig. 10 Scheduling performance for different packet length distribution (average delay target).

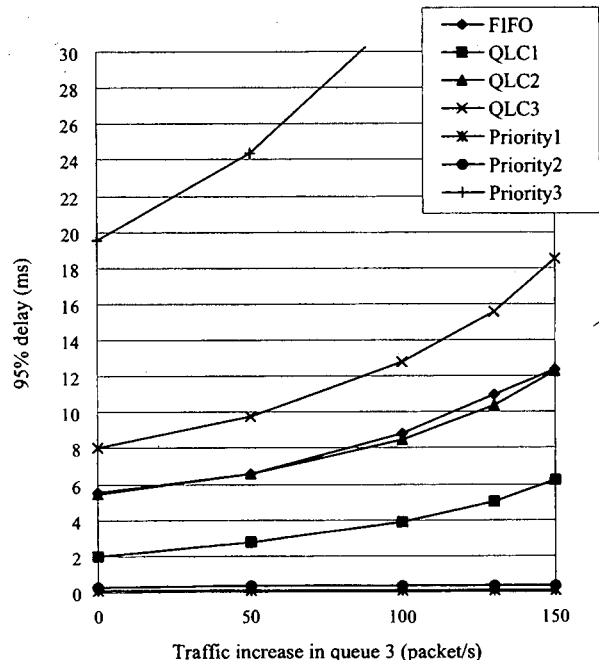


図11 異なるパケット長分布に対するスケジューリングの効果 (95%遅延目標)

Fig. 11 Scheduling performance for different packet length distribution (95% delay target).

させ、シミュレーションを行った。オン状態ではピークトラフィックが発生し、オフ状態ではパケット到着率が0となるモデルを仮定する。シミュレーション条件を表5に示す。

ここでピークトラフィックを固定し、各キューの平均到着率を一定の比率で増加させ、遅延時間との関係を調べる。その結果を図12に示す。トラフィックが増えると、FIFOではキューグループ1が、優先権方式ではキューグループ3が目標を満足できなくなる。これ

表5 シミュレーション条件(4)
Table 5 Simulation parameters (4).

	Queue group 1	Queue group 2	Queue group 3
\bar{t}	2 ms	4 ms	6 ms
キューごとの平均到着率 λ_i	1,000 packet/s ($i = 1, 2$)	3,000 packet/s ($i = 3, \dots, 6$)	1,500 packet/s ($i = 7, \dots, 10$)
ピークトラフィック λ_i	1,500 packet/s ($i = 1, 2$)	4,500 packet/s ($i = 3, \dots, 6$)	2,250 packet/s ($i = 7, \dots, 10$)

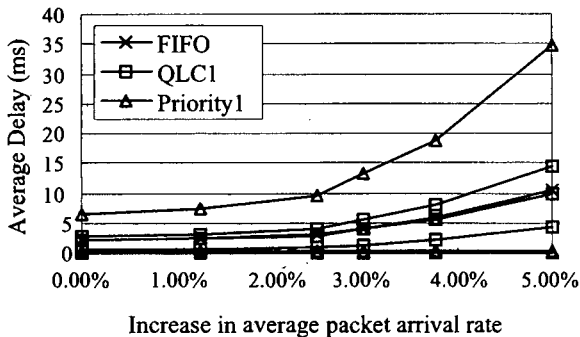


図12 バーストラフィックに対するスケジューリングの効果

Fig. 12 Scheduling performance for burst traffic.

に対して、QLC方式では3%程度までの増加に対して目標を満足し、更にトラフィックが増えても他方式に比べて目標からのかい離が少ないことがわかる。このように、パケット到着がバースト的であっても、ランダムと仮定して制御パラメータを求め、それに基づいてスケジューリングを行うことにより、ある程度制御効果が期待できることがわかる。

6. むすび

ネットワークノードにおいてトラフィックフローごとに異なる品質を保証するためのキュー長制御と呼ぶスケジューリング方式を提案した。本方式では各キューの遅延目標に基づき、そのキューに関する制御パラメータ(平均キュー長とその標準偏差)をあらかじめ(オフラインで)M/G/1モデルを用いて求めておき、得られた各キューの制御パラメータに基づき、スケジューリングを行うものである。パケット遅延時間の制御を目標とする他のスケジューリング方式として、FIFOと優先権方式を取り上げ、シミュレーションにより様々な条件のもとで性能評価を行った。その結果、本方式は他の方式に比べて、より広い範囲で各トラフィックフローの遅延目標を達成可能であることを示した。また、制御パラメータを求める際、実際のパケッ

ト長分布やパケット到着分布とは異なる仮定を用いても、ある程度の性能を達成可能であることを、すなわちロバスト性に優れた制御特性を有することを示した。

今回の検討はノードにおけるスケジューリングの特性に限定されたものである。また、QLC方式の制御パラメータを求めるのに必要なパケット到着率、平均パケット長は正しく推定されることを前提としている。ネットワーク全体を考慮した本スケジューリングの有効性の検証、推定誤差の影響の評価等が今後の課題である。

文 献

- [1] 村田正幸, “マルチメディアネットワークにおける通信品質保証の実現と課題,” 信学論 (B-II), vol. J80-B-II, no. 6, pp. 296-304, June 1997.
- [2] 間瀬憲一, “インターネットにおけるSLAの動向と課題,” 信学技報, CQ2000-15, pp. 1-6, 2000.
- [3] S. Blake, et al. “An architecture for differentiated services,” IETF RFC 2475, 1998.
- [4] 間瀬憲一, “インターネット品質保証の新パラダイム—ISPビジネスモデルの一試案,” 1998 信学ソ大, pp. 594-595, 1998.
- [5] K. Mase and S. Nogami, “An Internet paradigm and scheduling algorithm for guaranteeing End-to-end QoS,” IWS99, pp. 107-111, Feb. 1999.
- [6] V. Firoiu and D. Towsley, “Call admission and resource reservation for multicast sessions,” IEEE Infocom'96, pp. 94-101, March 1996.
- [7] T. Matsuo, G. Hasegawa, M. Murata, and H. Miyahara, “Comparisons of packet scheduling algorithms for fair service among connections,” Proc. IWS'99, pp. 193-200, Feb. 1999.
- [8] S. Keshav, An engineering approach to computer networking, Chapter 9. Scheduling, Addison-Wesley, 1997.
- [9] K. Kumaran, G. Margrave, D. Mitra, and K. Stanley, “Novel techniques for design and control of generalized processor sharing schedulers for multiple QoS classes,” INFOCOM2000, URL: <http://www.ieee-infocom.org/2000/>
- [10] L. Georgiadis, R. Guerin, V. Peris, and R. Rajan, “Efficient support of delay and rate guarantees in an internet,” ACM SIGCOMM'96, pp. 106-116, Aug. 1996.
- [11] T. Nandagopal, N. Venkitaraman, R. Sivakumar, and B. Vaduvur, “Relative delay differentiation and delay class adaptation in core-stateless networks,” INFOCOM2000, URL: <http://www.ieee-infocom.org/2000/>
- [12] S. Wright and Y. Viniotis, “Burstiness-class based queuing in ATM networks supporting delay QoS bounds,” INFOCOM2000, URL: <http://www.ieee-infocom.org/2000/>

[13] 能上慎也, 間瀬憲一, “品質保証とスケジューリングアルゴリズムに関する一考察,” 信学技報, CQ98-86, pp.19-23, 1999.

[14] B.D. Choi, Y.C. Kim, D.I. Choi, and D.K. Sung, “An analysis of M, MMPP/G/1 queues with QLT scheduling policy and Bernoulli schedule,” IEICE Trans. Commun., vol.E81-B, no.1, pp.13-22, 1999.

[15] 村田正幸, “マルチメディアコンピュータネットワークの通信品質保証,” 信学誌, vol.81, no.4, pp.362-370, April 1998.

[16] 伊藤嘉浩, 石倉雅巳, 浅見 徹, “VWRR を用いた TCP/IP 上でのライトウェイトな帯域制御方式,” 信学技報, CQ99-62, pp.43-48, 1999.

[17] 大原一浩, 間瀬憲一, 能上慎也, 柄沢直之, “異なるパケット遅延配分を考慮したスケジューリングアルゴリズム,” 信学技報, CQ99-69, pp.37-42, 1999.

[18] S. Floyd and V. Jacobson, “Link-sharing and resource management models for packet networks,” IEEE/ACM Trans. Networking, vol.3, no.4, pp.365-386, 1995.

[19] 森下 功, “ネットワーク・パフォーマンスを向上させるトラフィック制御,” コンピュータ&ネットワーク LAN, vol.17, no.8, pp.54-63, 1999.

[20] I. Stoica, H. Zhang, and T.S. Eugene Ng, “A hierarchical fair service curve algorithm for link-sharing, real-time and priority service,” ASM SIGCOM Conference, pp.249-262, Cannes, France, 1997.

付 録

キュー長制御方式 (QLC 方式) の制御パラメータ導出

図 2 (b) の参照システムの一つのキューに着目し, 以下の計算を行う。

(1) 記号の定義

t_{95} : 95%遅延目標

\bar{t} : 平均遅延目標

C : キュー内のパケットを目標値内で処理する伝送速度 [bit/s]

L : 平均パケット長 [bit]

λ : 入力トラフィック [packet/s]

$\frac{1}{\mu} = \left(\frac{L}{C}\right)$: 平均サービス時間 (パケット転送時間)

$\rho = \lambda \frac{1}{\mu}$: サーバの利用率

$B^*(s)$: サービス時間の確率密度関数のラプラススチュルチェス変換

$D^*(z)$: システム時間の確率密度関数のラプラススチュルチェス変換

$Q(z)$: システム内パケット数分布の z 変換 (ポラチェック・ヒンチンの変換式)

\bar{N} : 平均キュー長 (転送中のパケットを含む)

$\overline{N^2}$: キュー長の 2 次モーメント (転送中のパケットを含む)

$\overline{N_q}$: 平均キュー長 (転送中のパケットを含まず)

σ_N : キュー長の標準偏差 (転送中のパケットを含む)

σ_{N_q} : キュー長の標準偏差 (転送中のパケットを含まず)

C_b : パケット長 (サービス時間分布) の変動係数 (2) 伝送速度 C を求める

(i) 95%遅延目標値 t_{95} が与えられた場合
ポラチェック・ヒンチンの変換式より

$$D^*(s) = B^*(s) \frac{1 - \rho}{1 - \lambda\{1 - B^*(s)\}/s} \quad (A.1)$$

M/M/1 システムにおいては上式より, システム時間の確率分布関数は

$$D(t) = 1 - \exp\left\{-\left(\frac{C}{L} - \lambda\right)t\right\} \quad (A.2)$$

ここで, $D(t)$ の 95%値 ($D(t) = 0.95$) を満たすような C を求めると,

$$C = \left(\lambda - \frac{\ln 0.05}{t_{95}}\right) L \quad (A.3)$$

(ii) 平均遅延目標 \bar{t} が与えられた場合
ポラチェック・ヒンチンの平均値公式とリトルの公式から平均システム時間 \bar{t} は

$$\bar{t} = \frac{1}{\mu} + \frac{\rho(1 + C_b^2)}{2(1 - \rho)} \frac{1}{\mu} \quad (A.4)$$

これより $\rho = \lambda L / C$ を用いて, 以下の式を解くことで C を求めることができる。

$$2\bar{t}C^2 - 2L(1 + \lambda\bar{t})C + \lambda L^2\{2 - (1 + C_b^2)\} = 0 \quad (A.5)$$

$$C = \frac{1}{2\bar{t}} \left\{ L(1 + \lambda\bar{t}) + \sqrt{L^2(1 + \lambda\bar{t})^2 - 2\lambda\bar{t}L^2\{2 - (1 + C_b^2)\}} \right\} \quad (A.6)$$

(3) 平均キュー長 $\overline{N_q}$ と標準偏差 σ_{N_q} を求める
ポラチェック・ヒンチンの平均値公式から平均キュー長 $\overline{N_q}$ は

$$\overline{N_q} = \bar{N} - \rho = \rho^2 \frac{(1 + C_b^2)}{2(1 - \rho)} \quad (A.7)$$

更に各キュー長の分散 $\sigma_{N_q}^2$ はポラチェック・ヒンチンの変換式 $Q(z)$ を用いて計算する。

$$Q(z) = B^*(\lambda - \lambda z) \frac{(1 - \rho)(1 - z)}{B^*(\lambda - \lambda z) - z} \quad (\text{A} \cdot 8)$$

$Q(z)$ を微分することにより各次モーメントを求めることができる。

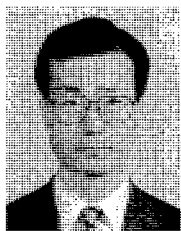
$$\begin{aligned} Q^{(1)}(1) &= \bar{N} \\ Q^{(2)}(1) &= \bar{N}^2 - \bar{N} \\ \sigma_N^2 &= Q^{(2)}(1) + Q^{(1)}(1) - \{Q^{(1)}(1)\}^2 \\ &= \frac{1}{12(1 - \rho)^2} \{3\rho^4(1 + C_b^2)^2 \\ &\quad + 2\rho^2(1 - \rho)(9 - 6\rho)(1 + C_b^2) \\ &\quad + 4\lambda^3 x^3(1 - \rho) + 12\rho(1 - \rho)^3\} \quad (\text{A} \cdot 9) \end{aligned}$$

ここで、 x はサービス時間の確率変数である。よってキュー長の分散 $\sigma_{N_q}^2$ は

$$\begin{aligned} \sigma_{N_q}^2 &= \sum_{k=1}^{\infty} (k-1)^2 P[\tilde{q} = k] \\ &\quad - \left(\sum_{k=1}^{\infty} (k-1) P[\tilde{q} = k] \right)^2 \\ &= \sigma_N^2 - (2\bar{N} - \rho)(1 - \rho) \\ &= \frac{1}{12(1 - \rho)^2} \{3\rho^4(1 + C_b^2)^2 \\ &\quad + 6\rho^2(1 - \rho)(1 + C_b^2) + 4\lambda^3 x^3(1 - \rho)\} \quad (\text{A} \cdot 10) \end{aligned}$$

で与えられ、平方根を求めることによって標準偏差が得られる。ここで $\lambda^3 x^3$ はシステムが M/M/1 の場合は $6\rho^3$ 、M/D/1 の場合は ρ^3 である。

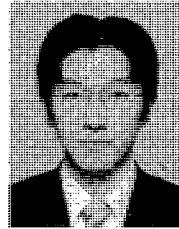
(平成 12 年 10 月 2 日受付, 13 年 2 月 7 日再受付)



間瀬 憲一 (正員)

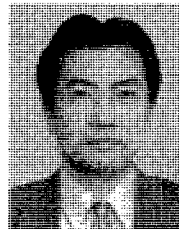
昭 45 早大・理工・電気通信卒。昭 47 同大学院修士課程了。同年電電公社武蔵野電気通信研究所入所。以来、通信網構成法、ダイナミックルーティング、ネットワーク設計法、通信品質、コンピュータネットワーク、移動通信ネットワーク等の研究に従事。

昭 53~54 米国コロンビア大客員研究員。平 11 より新潟大・工・情報・教授。工博。平 5 年度本会論文賞, 平 9 年度第 13 回電気通信普及財団テレコムシステム技術賞受賞。



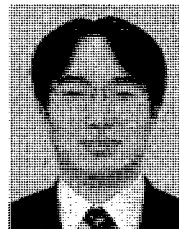
大原 一浩

平 12 新潟大・工・情報卒。同年東日本電信電話(株)入社。現在、新潟支店第一営業部門 SE 担当に所属。インターネット、グループウェア、セキュリティを中心としたシステムの設計、構築に従事。



能上 慎也 (正員)

昭 54 東北大・工・通信卒。昭 56 同大学院修士課程了。昭 59 同博士課程了。同年電電公社(現, NTT)入社。以来、情報通信方式、交換方式の性能評価、トラヒック設計・管理、IP 網のトラヒック制御の研究に従事。現在、NTT サービスインテグレーション基盤研究所主任研究員。工博。



柄沢 直之 (正員)

平 8 新潟大・工・情報卒。平 10 同大学院博士前期課程了。同年日本電気(株)入社。平 11 新潟大助手。現在、無線マルチホップネットワーク、ネットワークの品質測定、移動通信ネットワークの研究に従事。平 8 年度本会論文賞受賞。