

非同期メディアキャストリングネットワーク

佐藤克彦^{1,1),1)} 勝本道哲¹⁾ 三木哲也¹⁾

¹日本無線株式会社 ¹⁾電気通信大学 ¹⁾独立行政法人通信総合研究所

映像をオンデマンドでストリーム配信するためのネットワークにおいて、マルチキャスト技術を用いることによってネットワークリソースの消費を極小化する新しい手法を提案する。一般的に、オンデマンド配信はユニキャストで実現される。非同期マルチキャストと呼ばれる配信手法が研究されており、これらは配信サーバの負荷を低減することを目的として検討されているが、ネットワークに対する負荷を低減すると同時に配信トラフィックを柔軟に制御する方法として適用できると考えられる。本論文では、非同期マルチキャストに対し、配信ツリーのトランクリンク、ブランチリンク上のトラフィック量を統計的に制御し、ネットワークが QOS を保証するために施行する帯域割当に対して自在に適応する理論的手法を論じる。加えて、異なる映像間で、配信需要に応じてそれぞれの利用可能帯域を動的にトレードすることにより、ネットワークリソースを更に効果的に利用するアルゴリズムを提案する。そして、本方式の実現可能性を示すために、運用ネットワークとして自律分散的にマルチキャストツリーを構築し、かつ QOS を保証するためのプロトコルを検討する。最後に、本方式の効果を示すために、ユニキャスト配信時と比較した削減トラフィック量の数値的な解析と、シミュレーションによる実際に配信されたトラフィックのトレースや利用可能帯域に対する配信損失率の結果を示す。

Asynchronous Media Casting Network

Katsuhiko Sato^{1,1),1)} Michiaki Katsumoto¹⁾ Tetsuya Miki¹⁾

¹Japan Radio Co.,Ltd ¹⁾The University of Electro Communication ¹⁾Communication Research Laboratory

This paper describes a new network scheme that minimizes the consumption of network resources for on-demand streaming-video distribution through multicasting. In general, on-demand video distribution has been realized through unicasting. Asynchronous multicast techniques that reduce the load on the on-demand video server have been studied, but there has been little consideration of ways to reduce the network load. We have developed a statistical traffic-control theory based on asynchronous multicasting that can be used to adjust traffic on the trunk and branch links along the distribution tree to meet the network bandwidth design requirements to ensure QOS. In addition, we propose a dynamic bandwidth-allocation and traffic-adaptation algorithm that allows finite resources to be shared among different video deliveries by assigning the available bandwidth for each according to request rates. To show the implementability of these ideas, we consider their operation with protocols that autonomously construct a multicast tree and guarantee the QOS. We also discuss the effects of using this scheme based on a numerical analysis and simulation results regarding real traffic traces and the service-blocking rate.

1. はじめに

近年、インターネット技術を基盤とした広帯域な情報流通インフラの構築が急速に進展しつつあり、現行の TV 放送と同程度、或いはそれ以上の高品質な映像配信の実現が期待されている[1]。また、WebCasting[2]と呼ばれるインターネット放送サービスが数多く登場し、入力映像を直ちに配信するライブ放送のほか、ユーザの要求に応じて任意の時刻に配信するオンデマンド放送が提供されている。これら映像の配信は有料化が進む傾向にあり、それゆえネットワークの配信品質が重要視される。映像は主に実時間ストリーム転送によって配信されているが、現状では CDN (Content Distribution Network) に代表される映像配信のための専用閉域ネットワークを構築することによって配信品質を保証し、主として、キャッシュサーバの分散配置によってネットワークリソースの効果的な利用を図ろうとしている[3]。

本論文では、映像をオンデマンドでストリーム配信するためのネットワークにおいて、マルチキャスト技術を用いることによってネットワークリソースの消費を極小化する新しい手法「非同期メディアキャストリングネットワーク」を提案する。一般的に、オンデマンド配信はユニキャストで実現されており、これらは配信サーバの負荷を低減することを目的として検討されているが、ネットワークに対する負荷を低減すると同時に配信トラフィックを柔軟に制御する方法としても利用できると考えられる。本論文では、非同期マルチキャストによる配信方式をベースにして、配信ツリーのトランクリンクのみならず、ブランチリンク上ものトラフィック量を統計的に制御し、ネットワークが QOS を保証するために施行す

る帯域割当に対して自在に適応する理論的手法を示す。加えて、異なる映像間で、配信需要に応じてそれぞれの利用可能帯域を動的にトレードすることにより、ネットワークリソースを更に効果的に利用するアルゴリズムを提案する。そして、本方式の実現可能性を示すために、運用ネットワークとして自律分散的にマルチキャストツリーを構築し、かつ QOS を保証するためのプロトコルを検討する。最後に、現在一般に行われているユニキャストによる配信と本方式による配信とのトラフィック量を数値的な解析により比較し、トラフィックの削減効果を示す。また、シミュレーションによって数値解析の正当性や、実際の配信されたトラフィックのトレース、利用可能帯域に対する配信損失率を示しその効果を証明する。

2. 映像のオンデマンド配信における一般的課題

ユーザが所望する任意の時刻に配信するオンデマンド配信は、一般にユニキャスト配信によって実現されている。しかしながらユニキャストによる配信では、映像を配信するサーバから配信を要求する個々の受信システムまで、映像が個別のフローとして伝達されるため、配信要求数が多くなると膨大なネットワークリソースを消費する。ネットワークが広帯域化されるとはいえ、ネットワークリソース消費の極小化を図る方策が必要である。

CDN においては、キャッシュサーバを分散的に配置することによりネットワークリソース消費の低減を図っている。これは、短時間に複数の映像配信要求が発生したとき、最初の要求に対しては配信サーバから直接映像が配信され、後続の要求に対しては、配信サーバと受信システムの間中に配置されたキャッシュサーバに蓄積された映像のコピーを配信する。配信サーバからキャッシュサーバまでの区間においては

大幅にトラフィックの削減ができるが、キャッシュサーバから受信システムまでの区間については、トラフィックの削減は図れない。

マルチキャストによる配信を考えてみよう。マルチキャストでは、マルチキャストグループに参加している受信システムが、配信サーバから配信される映像の単一のフローを共有して受信する。フローは、マルチキャストグループのメンバーが存在する経路上のリンクにのみ唯一存在し、中継ノードが必要なリンクにフローをコピーすることによってマルチキャストツリーと呼ぶ配信ツリーを形成する。マルチキャストツリーにおけるトランクリンク、及びトランクに近いブランチリンクでは、フローを共有する受信システムの数が多くなる分トラフィックの削減効果が高くなる。また、伝送路共有型ネットワーク、例えば ETHERNET や無線 LAN、PDS(Passive Double Star)、RPR(Resilient Packet Ring)等によって接続されるリンク(特に受信システムが接続される末端のリンク)においては、複数のフローを集約することになるのでトラフィックの削減効果が得られる。

しかしながら、実時間ストリーム転送にマルチキャストを用いると、マルチキャストグループメンバーに配信される映像は同期している(視聴開始時刻が同一となる)必要があるため、オンデマンド配信には適用できない。

3. 関連研究と課題

オンデマンド配信をマルチキャストで実現する方法として、非同期マルチキャストが提案されている。非同期マルチキャストの基本は、配信時刻が近傍する複数の受信システム間で、配信期間内で共通するデータ部分の配信をマルチキャスト配信として集約する(ここではこれを共有フローと呼ぶ)。そして、マルチキャスト配信に含まれなかった部分(すなわち共有フローの先頭部分)のデータはユニキャストで個別に配信する(ここではこれを個別フローと呼ぶ)。受信システムでは、マルチキャストによる配信データとユニキャストによる配信データを同時に受信し、ユニキャストで配信されたデータを再生してからマルチキャストで配信されたデータを再生する。直ちに再生されないマルチキャストで配信されたデータは蓄積しておく。非同期マルチキャストの方法には、映像を小さい単位に分割して再生レートよりも数倍の伝送レートで高速配信することをベースにする方法[4][5]と、実時間ストリーム転送をベースとして配信する方法[6]がある。また、個別フローを極めて短い時間でバースト転送する方式[7]も提案されている。なお、方式[4][5][7]では、配信サーバから受信システムまで広帯域な伝送パスが存在していることが前提となる。

ところで、これら非同期マルチキャストの研究は、配信サーバの負荷を軽減することを目的として検討されており、ネットワークに対する負荷を軽減することを目標としていない。受信システムで使用するバッファサイズを考慮したり、ネットワークの帯域設計に見合うように配信トラフィックを調節したりすることは検討されていない。文献[8][9]では、方式[6]においてマルチキャストへ集約するタイミングと、時間帯によって変化する映像配信要求の平均発生率及び映像の平均配信時間との関係について着目し、配信トラフィックを柔軟に調節することが可能であることを示した。文献[10]では、ネットワークが QOS を保証するために行う帯域の割当などに対して映像配信側がそれに応じて柔軟に配信トラフィック量を調整することをシミュレーションによって実証した。なお、文献[9][10]は、実際のインターネットへの実装するための具体的なネットワーク構成や各システムの動作などを示した。そこでは、ネットワークが階層構造をとっており、配信ツリーの上流部分となるコアネットワークでは、ツリーを固定的に構築し、下流部分となるアクセスネットワークでは、ツリーを動的に構築する。そしてコアネットワークでは、個

別にユニキャスト配信するトラフィックを省略させることによりトラフィックの削減を図っている。しかしながら、これら文献の方法においては、コアネットワークの配信ツリーを固定化している結果、実質的にはブロードキャストと同等であり、ツリーのブランチが増加するとトラフィックの削減効果が著しく低下してしまう。また、アクセスネットワークにおいては、マルチキャストツリーがダイナミックに構築されトラフィックの最小化が図られると考えられるが、配信ツリーの制御方法及び削減効果についての検討が、配信ツリーのトランクリンクに対してのみの言及にとどまっており、ブランチリンクにおけるトラフィック削減効果が明確になっていない。さらに、ツリー構築のためのネットワーク制御が、制御プレーンからの集中制御となっているため、プロトコルの簡略化が図れるものの、実際の設備導入に関わるコストやネットワーク設計時の容易性や柔軟性の面でデメリットとなる。

4. 非同期マルチキャストを用いた配信トラフィック制御

4.1 配信トラフィック量制御方法の基本理論

文献[10]における方式[6]の基本原則をベースにした統計的送信トラフィック量制御方法について説明する。文献[10]では、実時間ストリーム転送をベースとした非同期マルチキャストの配信トラフィック量 ρ を、

$$\rho = \nu h + (\lambda - \nu) \frac{1}{2\tau} = \nu h + \frac{\lambda}{2\tau} - \frac{1}{2} \quad [\text{erl}] \quad (1)$$

と導いた。ここでは、映像が固定ビットレートで配信され、 h はその平均配信時間、 λ は配信要求の平均生起率(ランダムに生起)、 τ は共有フローの生成率($\tau \leq \lambda$)を表す。上式は ρ を τ の関数 $\rho = f(\tau)$ とおくと、下に凸型の関数となり、 $\tau = \sqrt{\lambda/2h}$ のときに ρ が最小値を取る。つまり配信サーバでは、常時 λ 、 h を観測し、逐次共有フローの生起率を $\tau = \sqrt{\lambda/2h}$ に設定すれば、トラフィック量を最小にする配信を行うことができる。しかし、設定される τ の値は小さいほど受信システムにおいて使用されるバッファサイズ(つまり個別フローの配信期間に相当して蓄積される共有フローのデータ量)が多くなる。つまり τ の決定は、配信トラフィック量の少量化と受信システムで使用するバッファサイズの少量化とのトレードオフの関係にある。そこで、利用可能帯域(トラフィック量の上限) A を与えてやり、次のように τ を決定する。

まず、観測される $\lambda \times h$ が A 以下であるとき、これはユニキャストで配信しても、そのトラフィック量は利用可能帯域を越えないことを意味するから τ は λ に設定する。つまり全ての配信を共有フローとし、結果的にはユニキャスト配信と同等である。なお、受信システム側で 사용되는バッファ量はゼロである。次に、観測される $\lambda \times h$ が A より大きい場合、 A が式 1 の最小値 $\rho = f(\sqrt{\lambda/2h}) = \sqrt{2\lambda h} - 1/2$ よりも大きい場合、できるだけ受信システムでの使用バッファ量を少なくするために、 τ を式 1 において $\rho \leq A$ となる最大の値にする。つまり、 $f(\tau) = A$ として、

$$A = \nu h + \frac{\lambda}{2\tau} - \frac{1}{2} \quad [\text{erl}] \quad (2)$$

とし、 τ について解き、

$$\tau = \frac{1/2 + A \pm \sqrt{(1/2 + A)^2 - 2\lambda h}}{2h} \quad (3)$$

の大きい方の解を τ に設定する。最後に、 A が式 1 の最小値 $\rho = f(\sqrt{\lambda/2h}) = \sqrt{2\lambda h} - 1/2$ 以下であるときは、配信トラフィック量を最小化するために、 τ に $\sqrt{\lambda/2h}$ を設定する。

このように文献[10]では、配信要求の生起率の観測し、その結果に基づき共有フローの生起率を動的に設定することで、

配信トラフィック量を柔軟に制御する方法を示した。

4.2 ブランチリンクも考慮したトラフィック量制御理論

さて、上記トラフィック量の議論は、配信ツリーにおけるトランクリンクまでであり、ブランチリンクを考慮していない。そこで本論文では、ブランチリンク上のトラフィック量までを考慮したトラフィック制御を提案する。まず、ブランチリンク上の共有フローのトラフィック量を求める。ブランチリンクの数を m とし、ある共有フローから次の共有フローまでの要求数を n ($n = \lambda / \tau$) とすると、あるブランチリンクにおいて共有フローが発生しない確率は $((m-1)/m)^n$ である。故に、そのブランチリンクにおける共有フロー生起率の期待値 τ_b は、

$$\tau_b = \left(\frac{m-1}{m}\right)^n \times 0 + \left(1 - \left(\frac{m-1}{m}\right)^n\right) \times \tau = \left(1 - \left(\frac{m-1}{m}\right)^n\right) \times \tau \quad (4)$$

である。さて、ブランチリンクにおける共有フローの配信時間は2通りある。共有フロー配信のトリガとなる配信要求がそのブランチリンク上に発生した場合は、その共有フローの配信時間は h である。一方、共有フロー配信のトリガとならない配信要求がそのブランチリンクで発生した場合は、そのリンクにおいて最初に現れる個別フローの配信時間、すなわち $1/(\lambda/m)$ を h から差し引いたものになる。両者の発生比率は n が小さくなるほど、つまり τ が λ に近づき共有フローで配信する確率が大きくなるほど前者のケースが多くなる。従って共有フローの配信時間の期待値 h_b は、

$$h_b = h \times \frac{1}{n} + \left(h - \frac{1}{\lambda/m}\right) \left(1 - \frac{1}{n}\right) = h + \frac{m\tau}{\lambda^2} - \frac{m}{\lambda} \quad (5)$$

となる。よって共有フローのトラフィック量は、

$$\tau_b \times h_b = \left(1 - \left(\frac{m-1}{m}\right)^n\right) \times \tau \times \left(h + \frac{m\tau}{\lambda^2} - \frac{m}{\lambda}\right) \quad [\text{erl}] \quad (6)$$

次に個別フローのトラフィック量を求める。ブランチリンクの数が m のとき、個別フローの生起率は $(\lambda - \tau)/m$ となり、平均配信時間はトランクリンクと変わらず $1/(2\tau)$ である。従ってトラフィック量は、

$$\frac{\lambda - \tau}{m} \times \frac{1}{2\tau} = \frac{\lambda}{2m\tau} - \frac{1}{2m} \quad [\text{erl}] \quad (7)$$

以上のことからブランチリンク上のトラフィック量は、

$$\rho = \left(1 - \left(\frac{m-1}{m}\right)^n\right) \tau \left(h + \frac{m\tau}{\lambda^2} - \frac{m}{\lambda}\right) + \frac{\lambda}{2m\tau} - \frac{1}{2m} \quad [\text{erl}] \quad (8)$$

となる。こうして、ブランチリンクにおいてもトラフィック量を数式化することができた。これにより、配信ツリー上の全てのリンクにおいて配信トラフィック量を制御することが可能になる。

4.3 動的帯域割当&トラフィック適応アルゴリズム

本論文では、限られたネットワークリソースを複数の異なる映像配信間で効果的に共用するため、それぞれの配信需要に応じてそれぞれの利用可能帯域を相互にトレードするアルゴリズムを示す。前項までの議論により、非同期マルチキャストを用いて配信ツリーのトランクリンクとブランチリンクの双方においてトラフィックを自在に制御できることが分かった。このことを利用して、配信要求生起率の低い映像の配信に対しては利用可能帯域を少なく設定し、その分を配信要求生起率が高い映像の配信に割当てるということを動的に行

い、配信トラフィックをそれに追従するように調節する。こうすることで、 τ はより大きな値をとることができ、受信側で使用されるバッファ量を少なくすることができるとともに、利用可能帯域を超過することによる配信要求の却下を減らすことも可能になる。

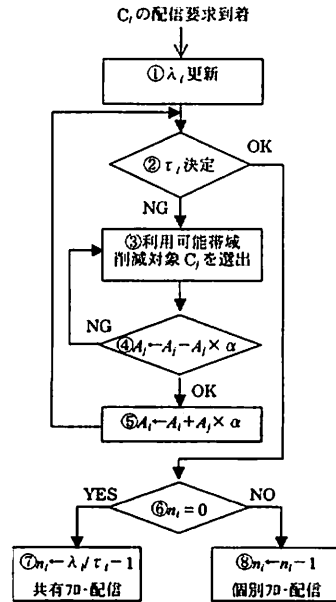


図1 動的帯域割当&トラフィック適応アルゴリズム

図1は動的帯域割当&トラフィック適応アルゴリズムを示す。まず、映像 C_i の配信要求が到着する。配信サーバでは過去所定期間内の到着数を記録しておき、①ではこの情報を元に常に新しい要求生起率 λ_i に更新する。②では λ_i を元に共有フロー生起率 τ_i を決定する。 τ_i の決定は、 τ_i を最小値 τ_{\min} (受信システムにおける最大バッファ使用量は $1/\tau$ であるため τ_{\min} を予め決めておく) からインクリメントしていき、トランクリンクでは式1、ブランチリンクでは式8によりトラフィック量がそれぞれの利用可能帯域 $A_i = \{a_i | a_{i1}, \dots, a_{im}\}$ (a_{i1} はトランクリンクにおける利用可能帯域、 a_{im} はブランチ数 m のブランチリンクにおける利用可能帯域) を超えない τ_i の最大値を求める。 τ_i が求まらない場合、すなわち、全てのリンクにおいてトラフィック量が利用可能帯域以下になる τ_i が無い時、③において他の映像 C_j を選出(最も大きい τ が設定されている C_j を選出)し、そして④において、 C_j の利用可能帯域を $A_j \times \alpha$ ($0 < \alpha < 0.5$) 減算し、②と同様の手順で τ_i が求められることを確認する。もし、 τ_i が求まらない場合、③に戻りさらに別の映像を選出する。 C_j の利用可能帯域を削減することが可能であった場合、⑤においてその分 $A_j \times \alpha$ を C_i の利用可能帯域 A_i に加算する。そして再度②において τ_i の決定を試みる。②において τ_i が求められたら、⑥へ進み、個別フローの配信数 $n_i = 0$ ならば、⑦において n_i に $\lambda_i / \tau_i - 1$ を設定して共有フローを配信する。⑥において $n_i \neq 0$ ならば、⑧において n_i をデクリメントし個別フローを配信する。

5. 自律分散型 IP ネットワークへの実装の考察

5.1 動的マルチキャストツリーの構築

本論文では、共有フローを配信するためのマルチキャストツリーを、各中継ノードが連携し自律分散的な動作により動的に構築するようなネットワークを検討する。IP ネットワークにおけるマルチキャスト経路制御プロトコルは数多く開発されているが、PIM-SM (Protocol Independent Multicast Sparse Mode)[12]や CBT (Core Based Tree)[13]、SSM (Source-Specific Multicast)[14]等は、マルチキャストグループに対して受信側から明示的な参加を表明することによって

マルチキャストツリーを構築していくタイプのプロトコルである。これらは、配信を要求している受信システムへの経路上のリンクだけにトラフィックが発生することになるので、無駄に消費される帯域が少ない。

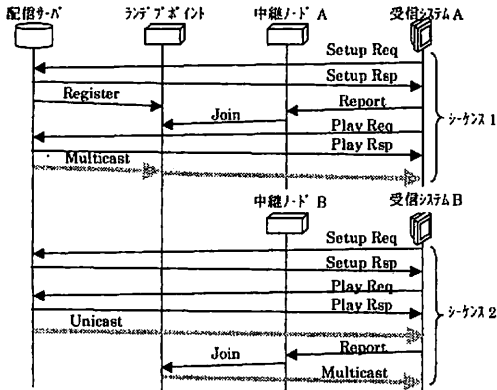


図2 ネットワークシステム間の手続き

図2は、RTSP(Real Time Streaming Protocol)[15]をベースにしたエンドシステム間のセッション開設の手続きと、PIM-SM, IGMP(Internet Group Management Protocol)[11]をベースにしたネットワークノード間のマルチキャストツリー構築の手続きを示している。RTSPのSetupメッセージはトランスポートレイヤの設定を行い、共有フローのマルチキャストアドレス等を受信システムに伝達する。また、Playメッセージは配信開始の指示を行うとともに、個別フローの配信時間などを受信システムに伝達する。IGMPのReportメッセージとPIM-SMのRegister, Joinメッセージは、共有フローを受信するためのマルチキャストツリーを設定する。

さて、ここで、ReportとJoinの手続きのオーバーヘッドを考慮しなければならないことに留意する。シーケンス1では受信システムAの配信要求をトリガに共有フローが配信される様子を示している。配信サーバから配信される共有フローがランデブポイントに到達する以前に、ReportとJoinの手続きを完了していなければならないことを考慮し、受信システムAはSetupを受信した時点で直ちにReportを送信してマルチキャストツリー構築を始めるようにする。一方、シーケンス2では、後に続いて配信要求を発生した受信システムBに個別フローと共有フローの双方を配信する様子が示されている。シーケンス1と同じように受信システムBがReportの送信を早めてしまうと、マルチキャストツリーが早く構築される結果、個別フローの配信開始以前に無駄な共有フローが流れてしまうことが懸念される。そこで、受信システムBはPlayメッセージを受信した後にReportを送信するようにする。そして、個別フローの配信時間に、ReportとJoinの手続きに要する時間を加算するようにする。

5.2 QOS保証

実時間ストリーム転送による映像配信において、一貫したQOSを提供する方法として、プロビジョニング型QOS保証戦略を考える。多重化されたフローの統計的なトラフィックプロビジョニングを行い、リソースの過剰投資によってQOSを保証する。Diffserv[16]は、DSドメインという閉じたネットワークにおいて中継ノードの挙動(PHB:Per Hop Behavior)を表すDSCP(Diffserv Code Point)を各バケットに設定することによりトラフィック制御を行う。ユーザ毎の個々のフローを対象とせず、サービスという単位で複数のフローを取り扱う。サービスクラスとしてEF-PHB(Expedited Forwarding-PHB)[17]があり、最上QOS(低遅延、低損失率、低ジッタ)を提供するクラスとして規定される。中継ノードは、このクラスのトラフィックの最

小送出レートを保証し、ドメイン入口でトラフィック最大流入量を最小送出レート以下にすることによってQOSを保証する。ここで、各中継ノードの最小送出レートに対するトラフィック流入量を制御する方法として、前章の動的帯域割当&トラフィック適応アルゴリズムが適用される。つまり、映像を配信するサーバは、配信ツリー上の各リンクの利用可能帯域 Σa_i を中継ノードの最小送出レートとして制御すればよい。

6. 配信トラフィック削減効果の数値的解析

4章で提案したトラフィック制御方式に基づき、配信ツリーのトランクリンクとブランチリンクにおける最小トラフィック量を算出し、従来のユニキャスト配信におけるトラフィック量と比較することによってその有効性を考察する。

トランクリンクでは、式1において $\rho = f(\tau)$ としたとき、 $\tau = \sqrt{\lambda/2h}$ で ρ が最小となる。これを式1に代入すると、

$$\rho = f\left(\sqrt{\frac{\lambda}{2h}}\right) = \sqrt{2\lambda h} - \frac{1}{2} \quad [\text{erl}] \quad (9)$$

となる。ユニキャストによる配信を行った場合、トランクリンクにおけるトラフィック量は λh となる。従って、提案するマルチキャスト配信と従来のユニキャスト配信のトラフィック量の比率 R_T は、以下ようになる。

$$R_T = \frac{\sqrt{2\lambda h} - 1/2}{\lambda h} \quad (10)$$

ブランチリンクでは、式8において $\rho = f(\tau)$ としたとき、 $\tau = \sqrt{\lambda/2mh}$ で ρ が最小となる。これを式8に代入すると、

$$\rho = f\left(\sqrt{\frac{\lambda}{2mh}}\right) = \left(1 - \left(\frac{m-1}{m}\right)^{\sqrt{2mh}}\right) \left(\sqrt{\frac{\lambda h}{2m}} + \frac{1}{2\lambda h} - \sqrt{\frac{1}{2m\lambda h}}\right) + \sqrt{\frac{\lambda h}{2m}} - \frac{1}{2m} \quad [\text{erl}] \quad (11)$$

となる。ユニキャストによる配信を行った場合、ブランチリンクにおけるトラフィック量は $\lambda h/m$ となる。従って、提案するマルチキャスト配信と従来のユニキャスト配信のトラフィック量の比率 R_B は、以下ようになる。

$$R_B = f\left(\sqrt{\frac{\lambda}{2mh}}\right) \times \frac{m}{\lambda h} = \left(1 - \left(\frac{m-1}{m}\right)^{\sqrt{2mh}}\right) \left(\sqrt{\frac{m}{2\lambda h}} + \frac{m}{2\lambda^2 h^2} - \sqrt{\frac{m}{2\lambda^3 h^3}}\right) + \sqrt{\frac{m}{2\lambda h}} - \frac{1}{2\lambda h} \quad (12)$$

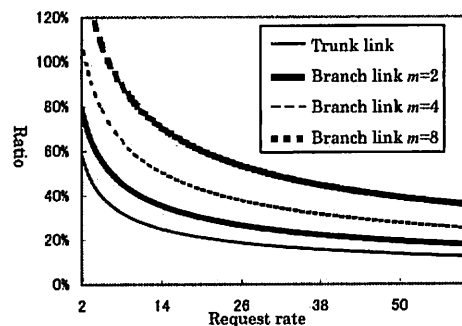


図3 ユニキャストに対するトラフィック量の比率

図3は、トランクリンクとブランチリンク($m=2,4,8$)におけるユニキャスト配信時トラフィック量に対して提案するトラフィック制御を伴うマルチキャスト配信のトラフィック量の比率である。映像の配信時間 h を2とし、配信要求生起率 λ を2から60に変化させたときの比率の変化を示している。配信要求生起率が高くなるほど削減効果が増大する。 $\lambda=60$

では、トランクリンクで12%、ブランチリンク($m = 2, 4, 8$)でそれぞれ18%、25%、36%にまでトラフィックが低減する。なお、 m が大きくなるほど削減効果は減少する。特に配信要求生起率が希少なときは削減効果が逆となる場合が認められる。ネットワーク設計においては、予想される配信要求生起率に応じて適切なブランチリンクの数を設定する必要がある。

7. シミュレーション

計算機シミュレーションにより、提案するトラフィック制御方式を評価する。図4は、シミュレーションにおけるネットワークモデルを示す。ネットワークトポロジは図のようなツリーを構成し、配信サーバ(もしくはキャッシュサーバ)と中継ノード間、中継ノード同士間はポイント・ポイント接続し、受信システムと中継ノード間は伝送路共有型ネットワークによるポイント・マルチポイント接続する。末端の中継ノードには多数の受信システムが接続されているものとし、各中継ノードに同数接続され、映像に対する配信要求にも偏りはないものとする。配信サーバから配信される映像は4種類(C1~C4)であり、実時間ストリーム配信され、1ストリームあたりの帯域は全て1[Mbps]、配信時間は全て2[hour]とする。全ての受信システムからの配信要求生起率 λ は、ある平均値に基づくポアソン分布に従う。なお、配信サーバと中継ノード間のトランクリンクをT、ブランチリンク数が $m = 2$ となる区間のリンクをB2、ブランチリンク数が $m = 4$ となる区間のリンクをB4、ブランチリンク数が $m = 8$ となる部分と末端の中継ノードから受信システムまでの区間のリンクをB8と表す。

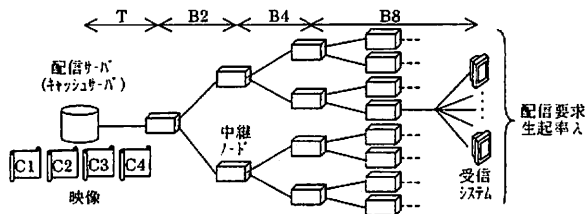


図4 シミュレーションモデル

シミュレーションではまず、いくつかの配信要求生起率 λ において、 λ を固定してそれぞれ500回づつ配信要求を発生させ、各リンクのトラフィック量を計測した。ここでは、共有フロー生起率 τ を各リンク個別にトラフィック量が最も低くなるように設定した。計測した平均トラフィックと式9と式11で算出される値を比較する。図5は本論文で導出された数値計算が正しいことを示している。

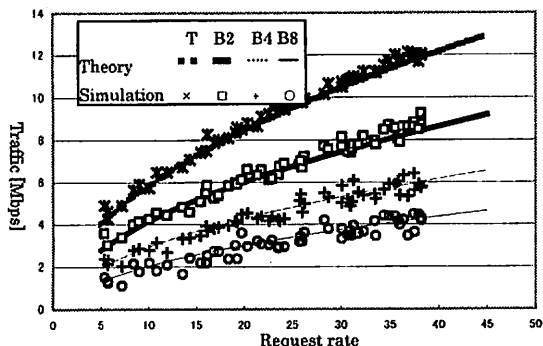


図5 配信要求生起率と帯域 理論値と実測値の比較

次に、C1~4に対する配信要求生起率を時間経過とともに個別に変化させる。一日の中で時間帯により周期的に変化することを想定する。図6が示すように、C1とC2に対する配信要求生起率は、経過時間が6~8[hour]の頃に最疎(それぞれ10[req/hour]と5[req/hour])となり、経過時間が18~20

[hour]の頃に最繁(それぞれ50[req/hour]と35[req/hour])となるようにする。C3とC4に対する配信要求生起率は、経過時間が6~8[hour]の頃に最繁(それぞれ50[req/hour]と35[req/hour])となり、経過時間が18~20[hour]の頃に最疎(それぞれ10[req/hour]と5[req/hour])となるようにする。

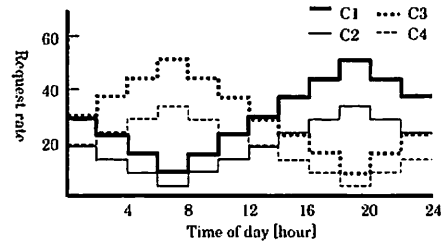


図6 配信要求生起率の推移

図7、図8および図9は、上記配信要求生起率に従って、提案するトラフィック制御方式によりC1~C4を配信したときに、各リンク(T、B2、B4、B8)上で発生したトラフィックを1分刻みでトレースした結果を示している。

図7は、C1~C4全ての配信において、全リンク(T、B2、B4、B8)の利用可能帯域を無限大に設定したときの結果である。ここでは共有フローの生起率 τ が、どの映像の配信においても配信要求生起率 λ と同じ値が常に設定されている。つまりユニキャスト配信と同等の配信がなされている。従って図7の結果は、従来のユニキャストによって配信されたときのトラフィックに他ならない。図6から、C1~C4全ての配信要求生起率の和は、どの時刻においても110[req/hour]であり、C1~C4の配信時間は2[hour]であるため、理論上、各リンク(T、B2、B4、B8)における使用帯域はそれぞれ220[Mbps]、110[Mbps]、55[Mbps]、28[Mbps]となる。つまり、シミュレーション結果と概ね一致する。

図8は、C1~C4の全ての配信においてリンクB4、B8で利用できる帯域をそれぞれ30[Mbps]と20[Mbps]に制限したときの結果である。ここではリンクB4、B8がボトルネックリンクとなり、サーバにおいては、配信トラフィックがリンクB4で30[Mbps]もしくはリンクB8で20[Mbps]を超えないようにそれぞれの映像配信で共有フロー生起率 τ が制御された。なお、各映像配信で割当てられた利用可能帯域は、はじめ均等であったが、時間経過とともに配信要求発生率によって適宜トレードされた。図からはリンクB4とB8上のトラフィックが概ね30[Mbps]と20[Mbps]になっていることがわかる。図9は、C1~C4の全ての配信においてリンクT、B2で利用できる帯域をともに50[Mbps]に制限したときの結果である。ここではリンクTがボトルネックリンクとなり、それぞれの映像配信で共有フロー生起率 τ が決定された。図からはリンクT上のトラフィックが概ね50[Mbps]になっていることがわかる。

これらの結果は、提案するトラフィック制御方式が、ボトルネックとなるリンクの利用可能帯域に合わせて柔軟にトラフィック量を制御していることを証明している。

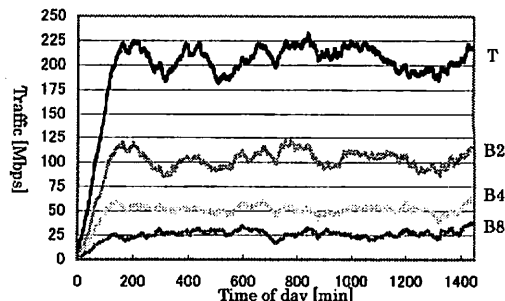


図7 トラフィックトレース結果1

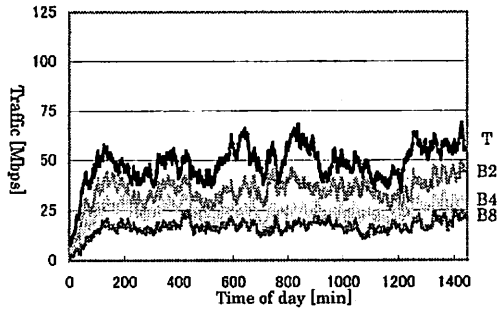


図8 トラフィックトレース結果2

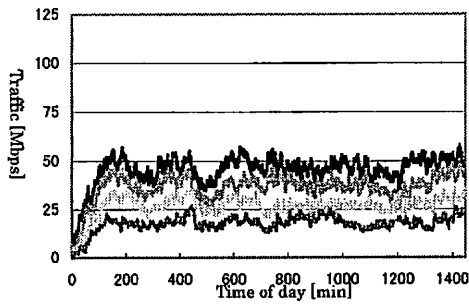


図9 トラフィックトレース結果3

さらにシミュレーションでは、C1~C4の全ての配信においてリンクTとB2で利用できる帯域の制限を100 [Mbps]から50 [Mbps]に1 [Mbps]単位で減少させ、また同時にリンクB4とB8で利用できる帯域の制限を50 [Mbps]から25 [Mbps]に0.5 [Mbps]単位で減少させていった時の、配信損失率の変化を測定した。サーバでは、配信要求を受付けた時に、その配信を実施することによっていずれかのリンクの利用可能帯域を越えてしまう場合に配信要求を却下する(これを配信損失とする)。C1~C4に対する配信要求は、図6に従って発生させた。そして、シミュレーションでは、動的帯域割当&トラフィック適応アルゴリズムを実施した場合と実施しない場合の双方について配信損失率を測定した。図10では、当該アルゴリズムを含めた場合に明らかに配信損失率が低くなっていることを示している。図10によれば、配信損失率を0.001未満にするために、当該アルゴリズムを含めないと利用可能帯域がTとB2においては92 [Mbps]、B3とB4においては46 [Mbps]必要であるのに対して、当該アルゴリズムを含めると利用可能帯域がTとB2においては77 [Mbps]、B3とB4においては38 [Mbps]あればよいことを示している。つまり、当該アルゴリズムを用いることによって、所定の損失率を満たすために、より少ないネットワークリソースでネットワークを構築することが可能になることを証明している。

8. まとめ

CDNのような映像をオンデマンドでストリーム配信するためのネットワークにおいて、マルチキャストによる効果的な配信手法を提案した。本研究では、非同期マルチキャスト手法を適用し、配信ツリー上の全てのリンクのトラフィック量を統計的に自在に制御するための理論を確立し、また動的帯域割当&トラフィック適応アルゴリズムを考案してネットワークリソース利用の最適化を図る手法を提案した。本提案手法は自律分散型ネットワークとして実用段階にある最新のIPネットワークプロトコルを用いて容易に実現可能であることも示した。また従来のユニキャストと比較した場合のトラフィック削減効果を示すと同時に、当該理論の正当性と当該アルゴリズムの有効性をシミュレーションにより証明することができた。我々はこれを非同期メディアキャストネットワークと呼ぶ。

さて、情報通信ネットワークの広帯域化にともない、高品位な映像の配信サービスは益々要求され、映像配信の為の専用ネットワークの需要は高まっている。そのような中で、ポイント・ポイント無線リンク、無線LAN等を用いた配信ネットワークも考えられる。無線においては環境条件により利用可能帯域が変動するため、これに追従するトラフィック制御や限られたネットワークリソースを効果的に利用する手法が強く求められる。このようなネットワークにおいても本稿で提案する方式は極めて有効であると考えられる。今後は、本方式のモバイルネットワークでの適用を視野に入れ、多様なトポロジにも対応する手法や複数の配信サーバが混在する環境での手法についても検討を進めていく。

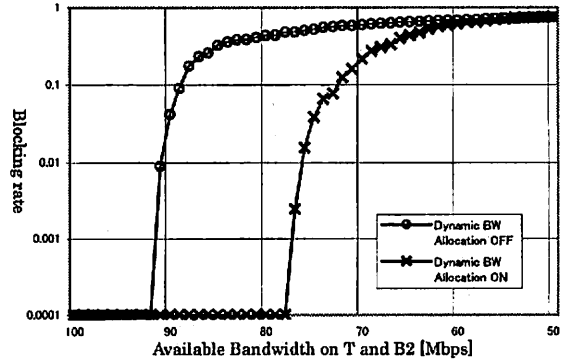


図10 配信損失率

参考文献

- [1] 中川晋一, 勝本道哲, IP通信によるデジタルメディアの将来, 情報処理 VOL.41 No.12,
- [2] Dec.2000 Peggy Miles, Internet World Guide to Webcasting, John Wiley & Son, 1998
- [3] 田代秀一, 西角直樹, インターネットコンテンツ配信技術の最新動向, 情報処理 VOL.42 No.11, Nov.2001
- [4] H.Woo, C.K.Kim, Multicast scheduling for VOD services, Multimedia Tools and Applications 2(2) pp157-171, Mar.1996
- [5] H.Kalva, B.Fuhr, Techniques for improving the capacity of video-on-demand systems, Proc.29th Annual Hawaii International Conference on System Sciences, pp308-315, Wailea, HI, USA, IEEE Computer Society Press, Jan.1996
- [6] S.W.Cater, D.E.Long, Improving Video-on-demand Server Efficiency Through Streaming Tapping, Proc.the International conference on Computer Communication and Networks, pp200-207 Las Vegas, Sep.1997
- [7] 宇野哲史, 戸出英樹, 村上孝三, パースト転送を用いたマルチキャスト映像配信方式とその性能評価, 電子情報通信学会技術研究報告, IN99-82, Nov.1999
- [8] 佐藤克彦, 勝本道哲, パーソナライズメディアストリーム配信の提案, 情報処理学会研究報告, DPS103-14, Jun.2001
- [9] K.Sato, M.Katsumoto, A Proposal of Multicast for Personalized Media Stream Delivery, Proc.16th International Conference on Information Networking Vol. II 4D-4, Jan.2002
- [10] 佐藤克彦, 勝本道哲, オンデマンド配信における非同期マルチキャストを用いた帯域制御方式の提案と評価, 情報処理学会研究報告, DPS107-26, Mar.2002
- [11] W.Fenner, Internet Group Management Protocol version 2, RFC2236, 1997
- [12] D.Estrin, D.Farinacci, et al, Protocol Independent Multicast-Sparse Mode, RFC2362, 1998
- [13] A.Ballardie, Core Based Trees (CBT version 2) Multicast Routing, RFC2189, 1997
- [14] H.Holbrook, B.Cain, Source-Specific Multicast, IETF Internet Draft, Nov.2001
- [15] H.Schulzrinne, A.Rao, et al, Real Time Streaming Protocol, RFC2326, 1998
- [16] S.Blake, D.Black, et al, An Architecture for Differentiated Services, RFC 2475, 1998
- [17] V.Jacobson, K.Nichols, et al, An Expedited Forwarding PHB, RFC2598, 1999