

インセンティブにより自律ユーザーに高品質な オーバーレイマルチキャスト木を構築させるプロトコルの提案

清水佳範 中村嘉隆 山口弘純 東野輝夫

大阪大学 大学院情報科学研究科

Proposal of a Decentralized Protocol to Make Autonomous Users Construct Overlay Multicast Tree Based on Incentive Mechanism

Yoshinori Simizu, Yoshitaka Nakamura, Hirozumi Yamaguchi and Teruo Higashino

Graduate School of Information Science and Technology, Osaka University

1 はじめに

近年のネットワークの広帯域化, 計算機端末の高性能化に伴い, マルチメディアデータの多人数への配信など, 多くのネットワーク資源を消費するアプリケーションの需要が高まってくると考えられる. 従来の限られた数のサーバによるユニキャスト通信では, このようなアプリケーションを利用する場合, データの送信元付近で大量のデータパケットが発生し, 問題となる. これに対する解決法としては効率的な伝送経路をルータレベルで提供する IP マルチキャストが代表的であるが, アドレス割り当てや信頼性機構の問題などから, 広域での普及にはいたっていない.

一方, オーレイマルチキャストはネットワーク上のユーザー同士が各自のアプリケーション層ネットワークアクセス機能を用いて仮想的にネットワーク (オーレイネットワーク) を構築し (図 1(a)), そのネットワーク上で各ユーザーがマルチキャストルータの働きをすることによって, マルチキャスト配信を実現する (図 1(b)) 仕組みであり, 多くの研究がなされている. オーレイマルチキャストではアプリケーション層での仮想リンクを利用してマルチキャスト配信を実現するため, 特定のインフラストラクチャを必要としない, 制御プロトコルを自由に設計することができる, などの利点がある.

しかし, マルチキャスト配信を行う際には中継ノードに転送負荷がかかるという問題がある. 特に中継ノードがユーザー自身であるオーレイマルチキャストでは, 転送負荷がそのままユーザーにおけるコストとなる. また, 特にモバイル環境での利用などを考えた場合には, 消費電力等, 負担できる転送負荷に大きな制約がある. インターネットにおける自律ユーザー (インターネットを介してアプリケーションを利用する一般的なユーザーで, 各自の都合, 判断でアプリケーションを終了するような行動を取ることができるユーザー) は, 他ユーザーのデータ転送に自身のリソースを無償で使われることを嫌う傾向にある. これに対し, データ転送に貢献したノードに対し報償 (インセンティブ) を与えることで, 全体として安定した通信を実現するための方法が主に P2P やアドホックネットワークの分野で提案されてきている (関連研究参照). しかし, これらの研究は貢献したノードに対し, より多くのコンテンツの利用権を与えることでユーザー間のリソース配分等を調整することなどを主目的としており, インセンティブを活用して, 全体としてすべてのユーザーに対し高品質な通信路を提供することは考慮されていない.

本稿では, インセンティブモデルを適切に指定することにより, 自律ユーザーの活動をゆるやかに制御し, 結果としてソースノードから葉ノードまでの最大遅延がなるべく小さいデータ配信木を構築させるプロトコルを提案する. 提案モデルでは, インセンティブは, ユーザーの転送回数 (データパケットの複製数)

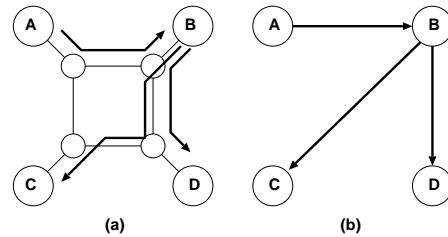


図 1: オーレイマルチキャスト

と配信経路木において自身の下流に存在しているユーザー数, すなわち自らの離脱によって影響を受けるユーザー数に基づき与えられるものとした. このモデルにおいては, より多くの次数容量を持つ安定的ノードはより多くのインセンティブを要求すると仮定し, それらのノードがよりインセンティブを得られる位置に自律的に移動できるようなオペレーションを提供する. 提案プロトコルでは, ユーザーが移動によるインセンティブ増大を目指してそれらのオペレーションを実行することで, 木の最大遅延が徐々に改善されることを目標としている. また, 配送木の上流に性能・挙動が好ましくないノードが集中することを防ぐため, 移動の可否はそれ以前に得たインセンティブに基づいて判定することとした. 以上のようなプロトコルの設計を行い, 簡単なシミュレーションによって性能を評価した.

関連研究 オーレイネットワーク上での通信においてインセンティブモデルを取り入れている研究がいくつか提案されてきている. 文献 [1] では, P2P ストリーミングにおいて課税の仕組みを取り入れる形で実現している. この方式では, 例えば帯域を多く持つような潤沢なリソースを持つ Peer には多くの Peer にストリームを供給してもらおうという仕組みをとっており, また, 各 Peer がどれだけの Peer に転送させるかはストリームのソースが決定し, 各 Peer に対してそれぞれのストリームごとに能力に応じた固定の位置を与える. また, 文献 [2] では, セッションへ貢献できる資源をスコア化し, それをランク付けすることで P2P ストリーミングでの Peer 選択を行っている. このとき, 各 Peer の Utility として, 貢献した資源量に応じて向上した受信品質から資源提供したことによるコストを引いたものを考え, Utility が最大となるように Peer 選択を行う Rank-Based 方式という手法が提案されている. また, 文献 [3] の Exchange-Based と呼ばれる方式は, 複数のノード同士が環状にリソースをパートナー取引し合うことでより高速な P2P 通信を実現する. 文献 [4] では, P2P システムを Generalized

Prisoner's Dilemma (GPD, 四人のジレンマの一般化) でモデル化して、返礼型の決定関数 (reciprocative decision function) によりインセンティブモデルを実現している。

これらの研究では、コスト負担に対する謝礼の意味合いでインセンティブが用いられており、主に不満を抑える目的で実現されている。一方、我々が提案するプロトコルは、与えるインセンティブを競合させた結果、より多くのインセンティブ要求が可能なノード、すなわち能力の高いノードが負担の大きい位置に自主的に配置されるという点で異なっている。

2 提案プロトコル

2.1 概要

提案プロトコルは、単一の送信者を持つマルチキャスト木を対象とする。

インセンティブとは非負実数で表される通貨であるとする。適当な周期時間 P ごと、各ノードが実際に提供している回数、そのノードの下流ノード数、親ノードとのリンク遅延、及びそのノードから葉ノードまでの最大遅延が評価され、それに基づきインセンティブ (これを以下、獲得値とよぶ) が与えられる。

このインセンティブ機構のもとで、提案プロトコルは、各ノードがそれを実行することでそのノードが得る獲得値を上昇させ、かつマルチキャスト木の品質 (主に遅延) を改善することのできるオペレーションを提供する。これにより、より豊富な資源を保持し、インセンティブの獲得を望む自律ユーザに、なるべくマルチキャスト木全体の遅延を改善する可能性の高い位置への移動を自律的に促すことを目的としている。

2.2 問題の定式化

オーバレイネットワーク $G = (V, V \times V)$ およびオーバレイネットワーク上の被覆木 $T = (V, E)$ ($E \subseteq V \times V$), T の送信ノード $s \in V$ が与えられているとする。さらに、 $V \times V$ の各リンク (i, j) には遅延 $F(i, j)$ が与えられている。また、各ノードには供給可能回数 $D(v)$ が与えられているとする。

このもとで、提案プロトコルの目的は、 s からの最大遅延 d が最小であり、かつ各ノードの回数がそのノードの供給可能回数を超えない被覆木 $T' = (V, E')$ を構築することにある。提案プロトコルでは、以下の整数線形計画問題の解で決定されるマルチキャスト木を目標とし、なるべくこれに近いマルチキャスト木を分散的かつ自律的に構築する。

$$\min \text{delay} \quad (1)$$

ノード i の s からの遅延を $f(i)$ で表すと、定義より

$$\forall i; f(i) \leq \text{delay} \quad (2)$$

また、各リンク $(i, j) \in V \times V$ に対し、 $(i, j) \in E'$ である場合に 1、そうでない場合に 0 である 0-1 整数変数 $e(i, j)$ を導入する。 (V, E') が被覆木を構成するためには、以下の 3 条件が成り立つ必要がある。

$$\forall (i, j) \in V \times V (j \neq s);$$

$$f(j) \geq f(i) + F(i, j) * e(i, j) - fmax * (1 - e(i, j)) \quad (3)$$

$$\sum_{(i, j) \in V \times V} e(i, j) = |V| - 1 \quad (4)$$

$$\forall (i, j) \in E', j \neq s;$$

$$1 \geq \sum_{l: (l, i) \in V \times V, i \neq s, l \neq j} e(l, i) \geq e(i, j) \quad (5)$$

$$\forall v \in V; D(v) \geq d(v) \quad (6)$$

ただし、 $F(i, j)$ はリンク (i, j) の遅延を、 $fmax$ は木の最大遅延より大きい適当な定数値を表す。また、 $d(v)$ は v において現在使われている回数を表す。式 (3) の第 3 項は $(i, j) \notin E'$ である場合、この式自体を常に真とするために導入している。また、式 (4), (5) は、 (V, E') が被覆木であるための必要条件を表し、式 (6) は回数制約が満たされていることを表す。

この問題は、Degree Bounded Minimum Diameter Tree (DBMDT) の構築問題として知られ、NP 困難であることが示されている [5]。我々は次節で述べるインセンティブモデルに基づき、DBMDT を自律的に構築するプロトコルを提案する。

2.3 インセンティブモデル

周期的な評価においてノード v が新たに獲得する獲得値 $Get(v)$ は以下で与えられる。なお、 u で v の親ノードを、 $\downarrow v$ で v の子ノード集合を、 T_v で v を根とする T の部分木を、 $|T_v|$ で T_v を構成するノード数、 $H(T_v)$ で v からの最大遅延を表す。また、 $D \downarrow (v) = \sum_{i \in \downarrow v} (D(i))$ とする。

$$\begin{aligned} Get(v) &= \alpha \cdot \frac{|T_v|}{|V|} + \beta \cdot \frac{d(v)}{Dmax} - \gamma \cdot \frac{D \downarrow (v)}{Dmax} \\ &\quad - \delta \cdot \frac{H(T_v)}{Hmax} - \theta \cdot \frac{F(u, v)}{Fmax} \end{aligned} \quad (7)$$

$Dmax$, $Hmax$, $Fmax$ は、それぞれ供給可能回数の全ノードでの最大値、木の遅延の最大値、およびリンク遅延の最大値 (に近い適当な定数) とする。すなわち、下流ノードの数、現在の回数、子ノードでの最大回数総和、自身から葉ノードまでの最大遅延、および親ノードとのリンク遅延がインセンティブ獲得値に影響する。ここで、 α , β , γ , δ , θ はこれらの影響度を調整するための実数定数である。これらの値を変化させることでノードの振舞いも変化するため、3 章の実験では、これらのパラメータ値が木の遅延にどのような影響を与えるかを調べている (紙面の都合で α , β , δ の変化に対する影響のみを記載している)。

2.4 インセンティブ改善のためのプロトコル

プロトコルの簡単のため、木に参加するノードの処理に関しては比較的簡潔な方法を採用する。木に参加するノードは、送信ノード s のアドレスを知っているとす。送信ノードに参加要求を行うと、木上に参加要求がマルチキャスト送信され、空き回数があり受け入れ可能なノードが参加ノードに回答する。その情報を用いてそれらとのリンク遅延を測定し、最もリンク遅延が短く、かつ空き回数があるノードと接続することで木に参加する。

木の葉ノードは定期的に親ノードに対し情報収集メッセージを送信する。各ノード v は、すべての子ノードから情報収集メッセージを受信後、親ノードに対し情報収集メッセージを送信する。ノード v が送信する情報収集メッセージには、以下の情報を含むものとする。

- T_v における v からの最大遅延 $H(T_v)$ とそれを実現する子ノード名
- $|T_v|$

これらの情報を含めることで、各ノードは子ノードから受信した情報収集メッセージを元に自身が送信する情報収集メッセージの内容を計算できる。明らかに、メッセージサイズは木のサイズに依存することなく $O(1)$ であるため、極めて小さいサイズのメッセージで実現できる。なお、このメッセージに関係なく、ノード v は自身に接続するリンクの遅延、及び隣接ノードの ID とネットワークアドレス (すなわち親ノードと子ノード) は知っているとは仮定する。

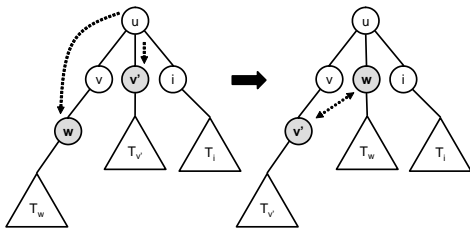


図 2: 子ノードと孫ノードの交換

情報収集メッセージをすべての子ノードから受け取った親ノードは、オペレーションの実行権を表すメッセージ（トークンメッセージ）をいずれかの子ノードに送出する。トークンメッセージを受けとったノード u は、以下のオペレーションのいずれかを実行できるが、自律ユーザの性質から、通常は自身のインセンティブ獲得値が改善される場合のみこれを実行する。実行しない場合はいずれかの子ノードにトークンメッセージを転送する。

なお、ここでは上流ノードからのオペレーション命令には従わなければならないと仮定する。これは、ストリーム受信を上流ノードに頼っていることを考慮した場合、自然な仮定である。従いたくない場合は離脱し、再接続することを選択できる。

オペレーション (1) 子ノードと孫ノードの交換 ノード u は、情報収集メッセージにより部分木 T_u における最大遅延 $H(T_u)$ を実現している子ノード v 、及び孫ノード w 、さらに各子ノード v' について $H(T_{v'})$ と $d(v')$ を知っている。これらを利用して、最小の $H(T_{v'})$ を実現する子ノード v' と、孫ノード w を交換できる (図 2)。

このオペレーション前後で、オペレーションに関わるノードは、インセンティブを支配する 4 つの要素について、以下の表のような増加量を生じる。ただし、 $\uparrow i$ はノード i に対する親ノードを表す。なお、表において、- は変化がないことを表す。

i	$ T_i $	$d(i)$	$D \downarrow (i)$
u	-	-	$D(w) - D(v')$
v	$ T_{v'} - T_w $	-	$D(v') - D(w)$
v'	-	-	-
w	-	-	-

i	$H(T_i)$	$F(\uparrow i, i)$
u	H_u	-
v	H_v	-
v'	-	$F(v, v') - F(u, v')$
w	-	$F(u, w) - F(v, w)$

ただし、 i を v, v' 以外の u の各子ノードとすれば、

$$H_u = \max_i \{F(u, i) + H(T_i), F(u, w) + H(T_w), F(u, v) + F(v, v') + H(T_{v'})\} - \{F(u, v) + F(v, w) + H(T_w)\}$$

$$H_v = \{F(v, v') + H(T_{v'})\} - \{F(v, w) + H(T_w)\}$$

である。

u は自身のインセンティブを追求するため、 $H_u < 0$ の時などにこのオペレーションを行い、このとき $Get(u)$ を増加させることができる。

オペレーション (2) 自身と子ノードとの交換 次に、ノード u は、自身が最もインセンティブを得られると考えられる子ノード v の位置に移動し、 v を自身の位置に配置できる (図 3)。インセンティブ獲得値を支配する要素の増加値表を以下に示す。

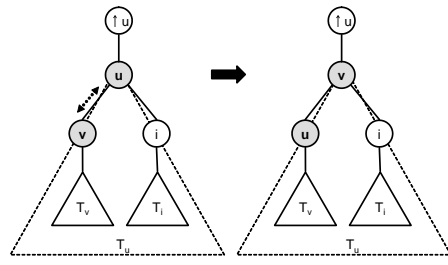


図 3: 自身と子ノードとの交換

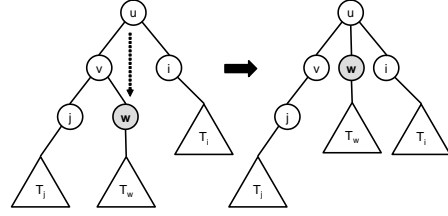


図 4: 孫ノードを子ノードへ変更

i	$ T_i $	$d(i)$	$D \downarrow (i)$
u	$ T_v - T_u $	$d(v) - d(u)$	$D \downarrow (v) - D \downarrow (u)$
v	$ T_u - T_v $	$d(u) - d(v)$	$D \downarrow (u) + D(u) - D(v) - D \downarrow (v)$

i	$H(T_i)$	$F(\uparrow i, i)$
u	H_u	$F(u, v) - F(\uparrow u, u)$
v	H_v	$F(\uparrow v, v) - F(u, v)$

ただし、 i を v, v' 以外の u の各子ノードとすれば、

$$H_u = H(T_v) - \max_i \{F(u, v) + H(T_v), F(u, i) + H(T_i)\}$$

$$H_v = \max_i \{F(v, i) + H(T_i), F(u, v) + H(T_v)\} - H(T_v)$$

である。このオペレーションは、 v が u より多くの次数を持っているときに、 u が v と位置を入れ替えることで、獲得値を増加させることができる。

オペレーション (3) 孫ノードを子ノードへ変更 ノード u は、自身の次数を増やすために、孫ノード w を子ノードの位置に移動させることができる (図 4)。 w の親ノードを v としたときの増加値表を示す。

i	$ T_i $	$d(i)$	$D \downarrow (i)$
u	-	1	$D(w)$
v	$- T_w $	-1	$-D(w)$
w	-	-	-

i	$H(T_i)$	$F(\uparrow i, i)$
u	H_u	-
v	H_v	-
w	-	$F(u, w) - F(u, v)$

ただし、 i を v 以外の u の子ノード、 j を w 以外の v の子ノードとすれば、

$$H_u = \max_{(i,j)} \{F(u, i) + H(T_i), F(u, w) + H(T_w), F(u, v) + F(v, j) + H(T_j)\} - \max_{(i,j)} \{F(u, i) + H(T_i), F(u, v) + F(v, w) + H(T_w), F(u, v) + F(v, j) + H(T_j)\}$$

$$H_v = \max_j \{F(v, j) + H(T_j)\} - \max_j \{F(v, w) + H(T_w), F(v, j) + H(T_j)\}$$

である。このとき、 u では次数が増え、しかも最大遅延 H_u が増加することはないので、このオペレーションを行った場合、 u の獲得値は増加する。

オペレーション (4) 再参加による他ノードへの移動 ノード v において親ノード u との遅延 $F(u, v)$ が非常に大きくなった場合など、インセンティブモデルの式 (7) から、どのように移動しても獲得値 $Get(v)$ が大きくならない場合もありうる。このような場合は、現在の親との接続を切り、セッションに再参加することで、獲得値が改善する可能性がある。再参加するノードは最初の参加時と同様に、送信ノード s に問い合わせ、遅延が短く空き次数のあるノードと接続する。

2.5 議論

提案プロトコルの実現のためには、以下を実現する必要があると考えられる。

まず、個々のノードが次数や遅延など、プロトコルの動作を左右する情報について正しい値を申告していることを保証する必要がある。特に非力なノードが能力を超えた申告をした場合などは問題となる。これについては、過去に獲得したインセンティブの値を周囲のノードで監視することによって、不自然な値を申告しているノードを発見し、ペナルティを与えて回避する。

また、獲得したインセンティブは貨幣のように消費し、インセンティブを払っているユーザはあたかもリソースを提供しているかのように、ストリーミングなどのサービスを受けることができる。

3 シミュレーション実験

提案プロトコルの簡単なシミュレータを実装し、性能評価を行った。

適当な階層型ネットワークトポロジを構築し、このトポロジに対して、セッションの遅延制約、各ノードの次数制約、各ノードの要求インセンティブを与える。この実験では 100 ノード (ユーザ) からなるトポロジを構築し、ランダムに次数制約、要求インセンティブを与えている。このモデルに対し、提案プロトコルに従って単位時間ごとに要求インセンティブに基づいたノード入れ替えを行い、その結果得られる値について評価した。

まず、入れ替えを行った結果生成された配信経路木で、各ノードの能力がどのように分布しているかについての評価を行った。能力は供給可能次数の値で表すこととし、それらのノードがソースからどれだけのホップ数の場所に位置するか、すなわちソースからそのノードまでにいくつのノードを経由するかを調べた。制御の前後における分布を表した結果は図 5 の通りである。これによると、供給可能次数を多く持つノードはソースノードに近い場所に移動できていることが分かる。

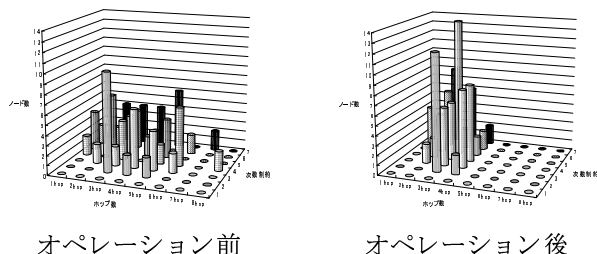


図 5: ノードの能力値の分布

また、オペレーション前後で最大遅延がどのように改善するかについて調べた。図 6 では x 軸に α, β, δ のパラメータ値 (2.3 節参照)、y 軸にそのパラメータでのオペレーション前、オペレーション後の最大遅延値を表している。どの場合も最大遅延は大幅に改善しているが、 $(\alpha, \beta, \delta) = (0.1, 0.1, 0.8)$ であるとき

に、最も最大遅延が改善している。これは、遅延の最大値に対して最も大きな値を与えたため、妥当な結果であると言える。

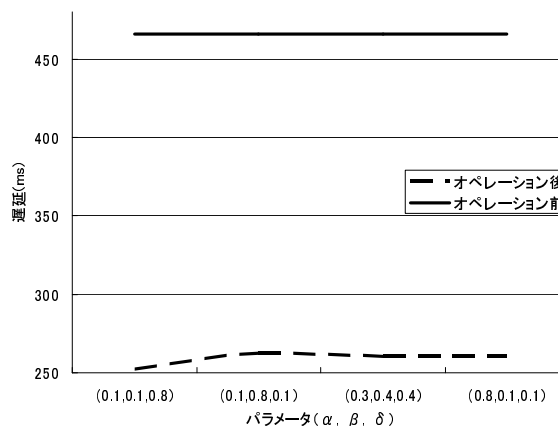


図 6: パラメータ変更による最大遅延の変化

これらの結果より、オペレーションを繰り返すことによって、配信経路木の最大遅延を改善しつつ能力の高い (供給可能次数の高い) ノードを上流に集めることができていることがわかった。

4 まとめ

本稿では、インセンティブを用いて、高品質なオーバーレイマルチキャスト木を構築するプロトコルの提案を行ない、シミュレータを用いて簡単な性能評価を行った。

今後は、代表的な他のインセンティブ方式で行なった場合との比較評価を行う予定である。また、獲得したインセンティブの効果的な利用法や、セキュアな管理方法、複数ソースを用いた配信を行なう場合の制御法、また、無線アドホック通信に利用した場合への対応などが課題として挙げられる。

参考文献

- [1] Y. Chu, J. Chuang, and H. Zhang. A case for taxation in peer-to-peer streaming broadcast. In *Proceedings of the ACM SIGCOMM Workshop on Practice and Theory of Incentives in Networked Systems (ACM SIGCOMM PINS)*, pp. 205–212, August 2004.
- [2] A. Habib and J. Chuang. Incentive mechanism for peer-to-peer media streaming. In *Proceedings of 12th IEEE International Workshop on Quality of Service (IWQoS'04)*, pp. 171–180, June 2004.
- [3] K. G. Anagnostakis and M. B. Greenwald. Exchange-based incentive mechanism for peer-to-peer file sharing. In *Proceedings of the 24th International Conference on Distributed Computing Systems (ICDCS2004)*, pp. 524–533, March 2004.
- [4] M. Feldman, K. Lai, I. Stoica, and J. Chuang. Robust incentive techniques for peer-to-peer networks. In *Proceedings of the 5th ACM Conference on Electronic commerce (EC'04)*, pp. 102–111, 2004.
- [5] S. Y. Shi and J. S. Turner. Multicast routing and bandwidth dimensioning in overlay networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol. 20, No. 8, pp. 1444–1455, 2002.