

多人数参加型 P2P テレビ会議システムにおける 論理網構築手法の提案と評価

堀内 英斗[†] 若宮 直紀[†] 村田 正幸[†]

[†] 大阪大学大学院情報科学研究科 〒 565-0871 大阪府吹田市山田丘 1-5

E-mail: †{h-horiuti,wakamiya,murata}@ist.osaka-u.ac.jp

あらまし 現在, P2P 技術を利用した様々なテレビ会議システムが利用されているが, それらのシステムの多くは高々10名程度の参加者にしか対応していない. そこで本稿では, 十数名程度の活発な発話者を含む1000人規模のテレビ会議を実現できる, P2P 技術を用いたテレビ会議データ配信ネットワークの構築手法を提案する. 提案手法では, ノードの利用可能帯域や発話量に応じて配信ネットワークを動的に再構成することにより, 参加者間の遅延を抑える. シミュレーションによる評価の結果, 配信ネットワークの再構成によって, 円滑なテレビ会議を行うのに十分な遅延で参加者間の動画データ配信を行えることを示した.

キーワード テレビ会議, P2P (peer-to-peer), 配信ネットワーク, 配信遅延

Proposal and Evaluation of a Network Construction Method for a Scalable P2P TV Conferencing System

Hideto HORIUCHI[†], Naoki WAKAMIYA[†], and Masayuki MURATA[†]

[†] Graduate School of Information Science and Technology, Osaka University

1-5 Yamadaoka, Suita-shi, Osaka 565-0871, Japan

E-mail: †{h-horiuti,wakamiya,murata}@ist.osaka-u.ac.jp

Abstract Recently, TV conferencing systems based on peer-to-peer (P2P) networking technology have been widely deployed. However, most of them can only support a dozen of users. In this paper, we propose a novel method to construct and manage a P2P network for a scalable TV conferencing system. Our method consists of a network construction mechanism, a tree reconstruction mechanism, and a failure recovery mechanism. The tree reconstruction mechanism takes into account the heterogeneity of the available bandwidth to nodes and the length of a speech so that nodes capable of having many child nodes and nodes actively speaking are located near the root of a tree. Through simulation experiments, we verified that our tree reconstruction mechanism could effectively reduce the delay among participants and speakers for smooth TV conferencing.

Key words TV conferencing, P2P (peer-to-peer), distribution network, distribution delay

1. はじめに

インターネットが新たな社会基盤のひとつとなり, 職場, 家庭, 外出先など様々な場所で高速なインターネットアクセスが利用できるようになる中, 離れた場所にいる人同士が顔を見ながら会議, 打ち合わせをすることのできるテレビ会議システムが広く利用されるようになってきている. しかしながら, 多数の会議参加者に品質の高い動画を提供するためには広帯域なネットワーク, 高性能なサーバを用意し, さらに, 参加者の分布にあわせてプロキシサーバを配置することなどが必要となる.

また, IP マルチキャスト技術を用いれば, サーバやサーバ近傍のネットワークにおける負荷を軽減することができるが, 現在のインターネットにおいては一般ユーザがマルチキャストを利用するのは容易ではない. そこで, 近年, 導入の容易さ, 利用の簡便さ, 導入・運用コストの低さから, P2P 通信技術を利用したアプリケーションレベルマルチキャストによるテレビ会議システムが開発, 利用されている. しかしながら, 多くの場合, それらのシステムは高々10名程度の参加者にしか対応していない. 一方, 例えば, 全国に支社, 支店を持つ企業の支社長, 支店長会議, あるいはインターネットを利用した講演会などでは,

数十から数百名の参加者間でのやりとりが発生するため、より多くの参加者による円滑な会議を実現するための技術が求められている。

そこで本稿では、映像・音声配信用のサーバを必要とせず、P2P 技術を用いた参加者間の直接のデータ交換によって 1000 人規模のテレビ会議を実現することのできるテレビ会議データ配信ネットワークの構築手法を提案する。提案手法は、参加者の動的な参加離脱、ネットワークの負荷状態に応じた利用可能帯域や遅延の変動、容量非対称のアクセスリンクを前提とし、遅延と拡張性を考慮した配信ネットワーク構築機構、発話量や利用可能な帯域を考慮した配信ツリー再構成機構、途切れのないテレビ会議を可能にする障害回復機構により、円滑な大規模テレビ会議を実現する。

テレビ会議システムにおいては、違和感のない円滑な会議のために、音声や映像の品質を保ちつつ、参加者間の遅延を抑えなければならない。配信ネットワーク構築機構では、図 1 に示すような、数十名から百名程度の参加者からなる配信ツリーとそれら配信ツリーをメッシュ状に相互接続するコアネットワークからなる階層型の配信ネットワークを構築する。さらに、会議において継続的に発話する参加者に着目し、配信ツリー再構成機構により、発話者間、および発話者との参加者間の遅延を抑え、テレビ会議の円滑な進行を図る。例えば、会議室で開催されるような対面式の会議では十数名程度の参加者間で議長を中心とした活発な議論が行われるが、遠隔講義やセミナーでは特定の話者から他の参加者への発信が大部分を占め、聴講者-話者間、聴講者間の会話は少ない。また、数十名以上の規模の会議では、十数名程度の参加者を中心に議論が展開されつつ、他の参加者からも適宜発話、応答が発生し、議論の展開によって中心となる参加者が入れ替わる。提案手法では、このような会議の規模、形態、展開によって配信ネットワークを動的に再構成する。また、遅延を抑えるためには配信ツリーの高さを低くすることが有効であることから、利用可能帯域の大きい参加者を配信ツリー上位に配置する。さらに、動画像データ配信に障害が発生した場合には、配信ツリー構築時に獲得した情報にもとづく局所的なやりとりによって障害から回復する。

以降、2 章では提案手法の詳細を述べ、3 章において、その有効性を発話者間の遅延などの観点からシミュレーションにより評価する。最後に 4 章において本稿をまとめ、今後の課題を述べる。

2. 多人数参加型 P2P テレビ会議システムのための論理網構築手法

本章では、多人数参加型 P2P テレビ会議システムの概要と、配信ネットワーク構築機構、配信ツリー再構成機構、障害回復機構について述べる。

2.1 多人数参加型 P2P テレビ会議システムの概要

提案する多人数参加型 P2P テレビ会議システムは、テレビ会議を管理するログインサーバ、参加ノード、および参加ノードを収容する配信ネットワークからなる。テレビ会議の動画像データ（映像データ、音声データ）の交換、配信は参加ノード

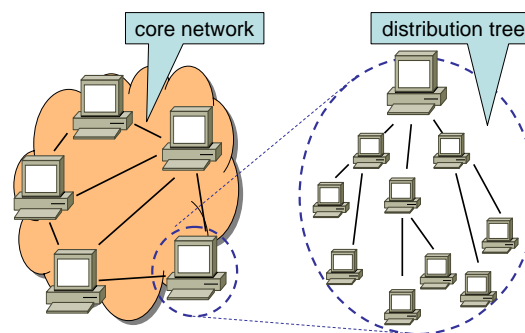


図 1 テレビ会議データ配信ネットワーク

で構成される配信ネットワークを用いて行われる。

提案手法では、必要帯域の削減、管理コストの低減のため、全参加者間で共通のテレビ会議データ配信ネットワークを構成、使用する。配信ネットワークは、メッシュ型のコアネットワークと、コアネットワークに参加するノードを根とする配信ツリーからなる（図 1）。以降では、コアネットワークを構成する参加ノードをリーダノード、その他のノードを一般ノードと呼ぶ。リーダノードは、接続している他のリーダノードおよび子ノードの IP アドレスを保持している。一般ノードは、接続している親ノード、子ノードの IP アドレス、および、祖先リストと呼ばれる IP アドレスのリストを管理している。

ログインサーバは、会議の登録、管理、および参加者認証を行う。また、配信ネットワークについてはリーダノードの情報と配信ツリーの一般ノード数のみを管理し、それぞれの配信ツリーの構造については管理、制御しない。参加ノードは、アクセスリンクの上り回線容量などによって定められる接続可能子ノード数、すなわちファンアウト数の制限を持つ。

システム動作の概要は次のようになる。まず、会議への新たな参加ノードはタイミングに応じてコアネットワークまたは配信ツリーに接続し、会議に参加する。提案手法では、発言権などによる発話者制御を行っておらず、参加ノードは、自由なタイミングで発話することができる。発話により発生した動画像データは、発話したノード（以降、発話ノードと呼ぶ）の所属する配信ツリーのリーダノードに伝達された後、当該配信ツリー内の他の一般ノードに配信されると同時に、コアネットワークを通じて他の配信ツリーにも配信される。

提案手法では、ファンアウト数の大きい参加ノード、活発に発話する参加ノードは、配信ツリー上位に移動する。これを昇格と呼ぶ。昇格により、配信ツリーの高さを抑え、また、発話ノード間および発話ノードと他の参加ノードとの間の遅延を抑えることができる。

テレビ会議システムにおいても、参加ノードは参加者の操作やネットワーク障害等によって随時離脱するため、離脱したノードの下位に位置する参加ノードにおいて動画像データの途切れを発生させず、テレビ会議を継続できるよう、障害回復機構により、配信ツリーを再構築する。

2.2 配信ネットワーク構築機構

会議に新たに参加するノードは、ログインサーバの認証を受

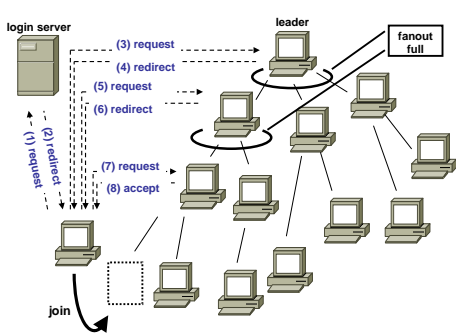


図 2 配信ツリーへの参加の様子

けた後、テレビ会議データ配信ネットワークに接続する。ログインサーバでは、新規参加ノードのファンアウト数、配信ネットワークにおけるリーダーノードの IP アドレスとリーダーノードを根とする配信ツリーの一般ノード数を考慮し、新規参加ノードをリーダーノードまたは一般ノードに指定する。リーダーノードとして指定された場合には、ログインサーバから他のリーダーノードの IP アドレスの通知を受け、ping などによって測定した遅延情報にもとづき、近いリーダーノードと接続する。

一般ノードとしての配信ネットワーク参加は接続先となる親ノードを順次紹介されることによって行われる(図 2)[1]。まず、ログインサーバは新規参加ノードに対して適当なリーダーノードの IP アドレスを仮親ノードとして通知する(図 2:1-2)。ここではリーダーノードはラウンドロビンによって指定されるものとし、したがって、ノード離脱のない場合、配信ツリーの一般ノード数はリーダーノード間で等しくなる。新規参加ノードは、通知された仮親ノードの IP アドレスを祖先リストに記録した後、仮親ノードへ接続要求メッセージを送信する(図 2:3)。接続要求メッセージを受信した仮親ノードはファンアウト数と自身がすでに持つ子ノードの数を比較し、子ノードの数がファンアウト数 - 1 を下回る場合は接続要求を受け入れ、新規参加ノードの IP アドレスを子ノードのリストに追加した後、新規参加ノードとの接続を維持する。なお、ファンアウト数 - 1 との比較を行うのは、ファンアウトのうちひとつを配信ツリー再構成に用いるためである。一方、子ノードの数がファンアウト数 - 1 と等しい場合は、子ノードのうちひとつを新たな仮親ノードとして新規参加ノードに通知する。これをリダイレクトと呼ぶ(図 2:4)。リダイレクト先の仮親ノードは子ノードの中からラウンドロビンにしたがって選出されるため、配信ツリーは幅優先で構築されることになる。新規参加ノードは、新たに紹介された仮親ノードを祖先リストに追加し、改めて新しい仮親ノードへ接続を試みる(図 2:5)。このようにして新規参加ノードは順次紹介される仮親ノードといずれ接続を確立することができ、配信ツリーに参加する(図 2:6-8)。また、配信ツリーへの参加が成功した時点で、新規参加ノードはその祖先ノードの IP アドレスのリストを持っていることになる。

このように、配信ネットワーク構築機構では、配信ツリーのトポロジ管理が不要で、それぞれの参加ノードでは仮親ノードとして指定されたときだけメッセージ処理負荷が発生するため、

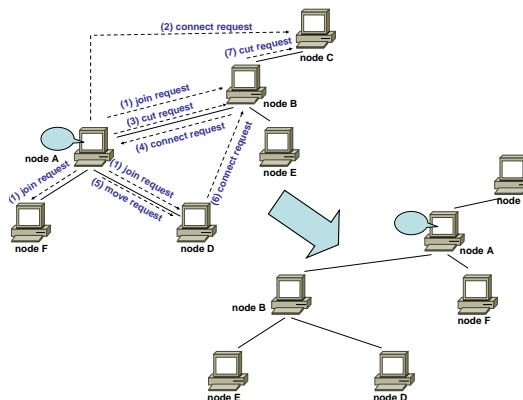


図 3 昇格によるツリーの変化

ログインサーバ、参加ノードの負荷が小さい。また、参加と同時にリーダーノードまでの祖先ノードのリストを構築することができ、これにより障害発生時に局所的なやりとりで配信ツリーを再構築することができる。

2.3 配信ツリー再構成機構

提案手法においては、参加ノードが発話量やファンアウト数の大きさによって配信ツリーの上位へ移動することにより、発話ノード間、発話ノードとその他のノードとの遅延を抑え、円滑なテレビ会議を実現する。これを参加ノードの昇格と呼ぶ。また、参加ノードはファンアウト数に対して子ノード数が少ない場合には、孫ノードを子ノードとして接続することにより、ファンアウトを埋め、効率的に配信ツリーの高さを抑える。本節では、これら配信ツリー再構成機構の詳細を述べる。

2.3.1 参加ノードの昇格処理

参加ノードは、ある程度の時間、継続的に発話すると昇格処理を開始する。また、定期的に親ノードと自身のファンアウト数を比較し、自身のファンアウト数の方が大きい場合にも昇格処理を開始する。ただし、参加ノード自身が他の配信ツリー再構成処理または障害回復処理に関わっている場合には、昇格処理を行わない。

参加ノードは、祖父ノードと接続することによって昇格する。まず、昇格するノード A (以降、昇格ノードと呼ぶ) は、親ノード B および全ての子ノードに昇格参加要求メッセージを送信する(図 3:1)。昇格参加要求メッセージを受信した参加ノードは、他の配信ツリー再構成処理、または、障害回復処理に参加している場合には昇格参加要求拒否メッセージを、そうでない場合には、昇格参加要求受理メッセージを昇格ノード A に返信する。親ノード B からの昇格要求受理メッセージには、その親ノード、すなわち、昇格ノード A の祖父ノード C の IP アドレスが含まれる。

親ノード B および全ての子ノードから昇格参加要求受理メッセージを受け取った昇格ノード A は、祖父ノード C へ昇格接続要求メッセージを送信する(図 3:2)。祖父ノード C は、他の配信ツリー再構成処理または障害回復処理に関わっている場合には昇格接続要求拒否メッセージを昇格ノード A に送信し、そうでない場合には、昇格ノード A を新たな子ノードとし、昇格接続要求受理メッセージを昇格ノード A に返信する。なお、

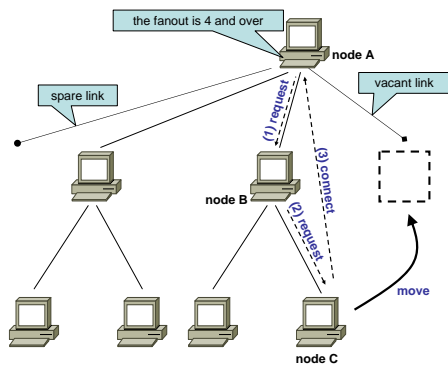


図 4 ファンアウトを埋めることによるツリーの変化

祖父ノード C の子ノード数がファンアウト数 - 1 と等しい場合には、予備リンクを用いて昇格ノード A と接続する。祖父ノード C からの昇格接続要求受理メッセージには、昇格ノード A との接続に予備リンクを使用したかどうかの情報が含まれる。

祖父ノード C と接続した昇格ノード A は、もとの親ノード B にリンク切断要求メッセージを送信する (図 3:3)。なお、このリンク切断メッセージには、祖父ノード C が昇格ノード A との接続に予備リンクを使用したかどうかの情報が含まれる。親ノード B は、子ノードのリストから昇格ノード A を削除し、昇格ノード A とのリンクを切断する。祖父ノード C と昇格ノード A の接続に際して予備リンクを使用していない場合には昇格処理を終了する。一方、予備リンクを使用した昇格ノード A の接続により祖父ノード C の子ノード数がファンアウト数と等しくなった場合には、もとの親ノード B を昇格ノード A の子ノードとする。

親ノード B は昇格ノード A に降格接続要求メッセージを送信する (図 3:4)。昇格ノード A は、子ノード数がファンアウト数 - 1 より小さい場合、親ノード B を自身の子ノードとして接続させる。子ノード数がファンアウト数 - 1 と等しい場合、昇格ノード A はラウンドロビンにより選択した子ノード D へ移動要求メッセージを送信する (図 3:5)。なお、移動要求メッセージには、親ノード B の IP アドレスが含まれる。子ノード D は、親ノード B へ移動接続要求メッセージを送信する (図 3:6)。親ノード B は、昇格ノード A との接続に使用していた空きリンクを使用して子ノード D と接続し、昇格ノード A に移動完了メッセージを送信する。昇格ノード A は、親ノード B を自身の子ノードとして接続させる。昇格ノード A に接続した親ノード B は、祖父ノード C にリンク切断要求メッセージを送信し (図 3:7)、祖父ノード C は親ノード B とのリンクを切断する。その結果、祖父ノード C は予備リンクを持つこととなり、昇格処理が完了する。

2.3.2 ファンアウトを埋める処理

参加ノードは定期的子ノード数とファンアウト数を比較し、子ノード数がファンアウト数 - 1 より小さい場合には、ファンアウトを埋める処理を開始する。ただし、昇格処理と同様に、参加ノード自身が他の配信ツリー再構成処理または障害回復処理に関わっている場合にはこの処理を行わない。十分な子ノードを持たない参加ノード A (以降、空きノードと呼ぶ) は、ラ

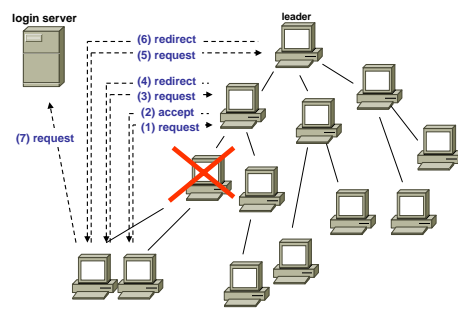


図 5 障害回復の様子

ウンドロビンにより選択した子ノード B へ紹介要求メッセージを送信する (図 4:1)。子ノード B は、その子ノード、すなわち空きノード A の孫ノード C をラウンドロビンにしたがって選択し、孫ノード C へ空きノード A の IP アドレスを含む移動要求メッセージを送信する (図 4:2)。孫ノード C は空きノード A へ接続要求メッセージを送信 (図 4:3) し、空きノード A との接続を確立する。その後、孫ノード C は親である子ノード B とのリンクを切断し、処理が完了する。ただし、本処理において、子ノード B、孫ノード C が他の配信ツリー再構成処理または障害回復処理に関わっている場合には、当該要求に対する拒否メッセージを返信し、処理を中止する。

2.4 障害回復機構

配信ツリーの構築中に指定された仮親にアクセスできない、会議中に親ノードが離脱する、リンクやルータなどの機器障害が発生する、などにより動画像データの配信に支障が生じることを障害と呼ぶ。障害回復は、障害を検知した参加ノードが、祖先リストにしたがって障害の発生していない祖先ノードに再接続することによって行われる [1]。

仮親ノードへのアクセス不可による障害は仮親に接続を試みた参加ノード自身、会議中に葉ノード以外の参加ノードで発生した障害はその子ノードによってそれぞれ検知される。障害を検知した参加ノードは、配信ツリー参加時に得た祖先リストにもとづき、仮親ノードへのアクセス不可の場合にはその仮親への紹介を受けた直前の仮親ノード、親ノードの障害の場合には祖父ノードをそれぞれ新たな仮親ノードとして再接続要求メッセージを送信する (図 5:1)。新たな仮親ノードに障害が発生、またはすでに離脱している場合には、さらに祖先リストをさかのぼって再接続要求メッセージを送信する。再接続要求メッセージを受信した仮親ノードは、子ノード数がファンアウト数 - 1 より小さければ要求を受け付け、子ノードとして接続を確立するが、そうでない場合には、仮親ノードの親ノードを新たな仮親ノードとして紹介する (図 5:4)。このようにして、より配信ツリーの根に近い参加ノードに再接続することにより、配信ツリーの高さを抑えることができる。リーダノードへの接続にも失敗した場合には、障害を検知した参加ノードは改めてログインサーバに新規参加要求を送信する (図 5:7)。障害回復において障害を検知した参加ノードは祖先リストを再構成する。

リーダノードの離脱を子ノードが検知した場合には、子ノードはログインサーバにリーダノードの離脱を通知する。ログイ

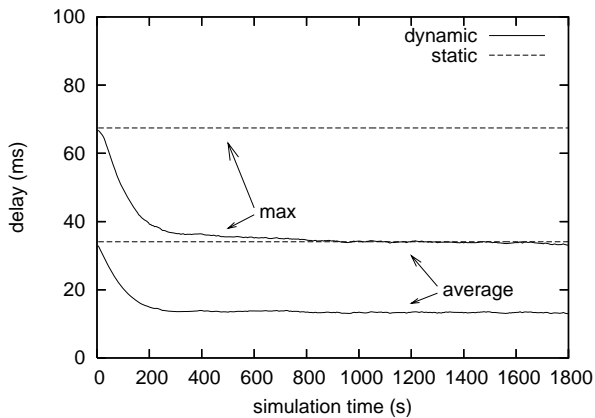


図6 一般ノード-リーダーノード間の遅延

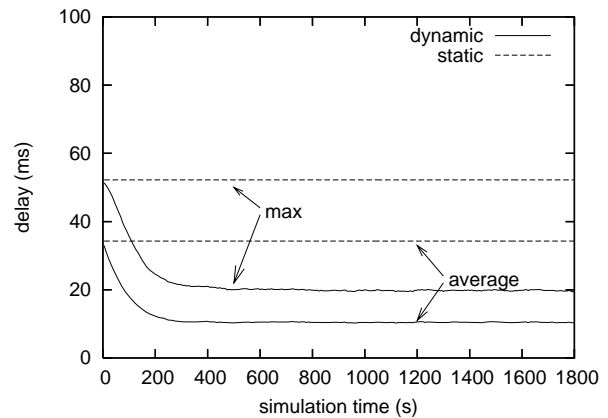


図7 発話候補ノード-リーダーノード間の遅延

ンサーバはこの子ノードを新たなリーダーノードに指定し、リーダー情報を更新する。リーダーノードが複数の子ノードを持つ場合には、ログインサーバに最初に届いた通知の送信者がリーダーノードになり、他の子ノードの離脱通知は配信ツリーへの新たな参加要求として処理される。

3. シミュレーション評価

本章では、提案手法のうち、配信ツリー再構成機構について、その有効性をシミュレーションにより評価する。

3.1 シミュレーション条件

まず、BA モデル[2]にもとづくパワー則に従うノードあたり平均リンク数が2、101ノードの物理ネットワークを作成する。ここでは、トポロジ作成ツールであるBRITE[3]を使用した。ノードのうち、ひとつはログインサーバとする。ノードのファンアウト数は、シミュレーションを通して固定で、物理ネットワークにおけるノードのリンク数+1とする。全てのノードはそれぞれ0秒から10秒の一様分布に従うランダムなシミュレーション内時刻にログインサーバへ参加要求メッセージを送信する。なお、本評価においてはひとつの配信ツリーのみが構築され、最初にログインサーバに参加要求メッセージが到達したノードをリーダーノードとする。また、ノード間の論理リンクの遅延は、ダイクストラ法によって求めた最短物理ホップ数に物理リンクあたり伝播遅延1ミリ秒をかけたものとする。なお、伝送遅延、処理遅延は無視する。100ノードからなる配信ツリー構築後のノードの新規参加、離脱はないものとする。

全ノードの配信ツリーへの参加が完了した後、参加ノードの発話、配信ツリー再構築を開始する。発話をする可能性のある参加ノードを発話候補ノードと呼ぶ。発話候補ノードはシミュレーションを通じて固定とし、シミュレーション開始時に参加ノードの10%からランダムに選ばれる。それぞれの発話の継続時間は、最小1ミリ秒、平均6秒[4]の指数分布で与える。発話は配信ツリーの構築完了後、途切れなく行われる。すなわち、配信ツリーの構築が完了すると、発話候補ノードからランダムにひとつめの発話ノードが選ばれ、ランダムな継続時間の発話を行う。以降のグラフでは、ひとつめの発話ノードの発話開始をシミュレーション内時刻で0としている。ひとつめの発話

ノードの発話が終了すると同時に、ふたつめの発話ノードがランダムに選ばれ、発話を開始する。このようにして、ある発話ノードの発話終了と同時に次の発話ノードが発話を開始するシミュレーションを、シミュレーション内時間で30分間行った。なお、発話ノードは同時に高々ひとつであり、また、同じ発話候補ノードが連続して発話ノードとして選ばれることもある。

発話ノードは、発話開始から5秒後に発話が継続中であれば発話による昇格処理を開始する。以降、発話が継続する限り、5秒ごとに昇格処理を行う。ただし、2.3.1で述べたとおり参加ノードは同時に複数の配信ツリー再構築に関わらないため、5秒経過時に前の昇格処理が完了していない場合には、昇格処理を開始しない。また、全ての参加ノードは24秒ごとに親ノードとのファンアウト数の比較にもとづき昇格処理を行う。ただし、参加ノード間の昇格要求のタイミングを分散させるため、1回目の比較は配信ツリー構築から0秒から24秒後の一様分布に従うランダムな時刻に行われる。さらに、参加ノードは7秒ごとに子ノード数とファンアウト数の比較にもとづきファンアウトを埋める処理を行う。ただし、先と同様に1回目の比較は0秒から7秒の一様分布に従うランダムな時刻に行われる。

評価尺度としては、全一般ノードとリーダーノードとの平均・最大遅延、発話候補ノードとリーダーノードとの平均・最大遅延、および参加ノードあたり平均・最大メッセージ受信数を用いる。以降、図中の“dynamic”は配信ツリー再構成機構を用いた場合、“static”は配信ツリー再構成機構を用いない場合の結果を、それぞれ1000回のシミュレーションの平均を用いて示している。

3.2 一般ノード-リーダーノード間の平均・最大遅延

図6は一般ノード-リーダーノード間の平均・最大遅延を示している。図より、平均・最大遅延ともに配信ツリー再構成によって小さくなっていることが分かる。また、シミュレーション開始直後を除いて、一般ノードとリーダーノードの間の最大遅延が50ミリ秒より小さく、全ての参加ノード間の遅延が100ミリ秒以下[5]に抑えられることから、円滑なテレビ会議が実現可能であるといえる。複数の配信ツリーからなる配信ネットワークにおいても、配信ツリーにおける一般ノード-リーダーノード間最大遅延約35ミリ秒の2倍にリーダーノード間遅延を足しあ

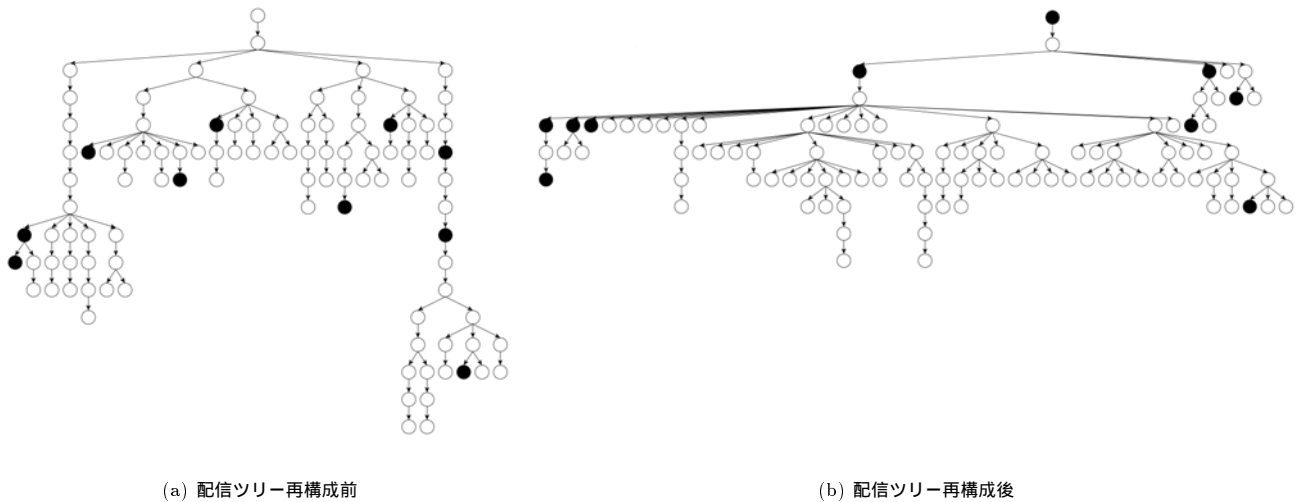


図 8 配信ツリーの変化の様子

寄せたものが参加ノード間最大遅延となり、100 ミリ秒より小さいと考えられる。

図中、300 秒あたりまでの遅延の減少は主としてファンアウト数の比較にもとづく昇格と、ファンアウトを埋める処理によるものである。

あるシミュレーションにおける、配信ツリー再構成前の配信ツリーとシミュレーション終了時の配信ツリーを図 8 に示す。図中、黒丸は発話候補ノードを、白丸はその他のノードを表す。配信ツリー再構成によって配信ツリーの高さが低くなっていることが分かる。1000 回のシミュレーション評価における、一般ノードとリーダノードとの平均ホップ数は再構成前後で約 7 ホップから約 4 ホップに、最大ホップ数は約 14 ホップから約 10 ホップになっている。

3.3 発話候補ノード-リーダノード間の平均・最大遅延

図 7 は発話候補ノード-リーダノード間の平均・最大遅延を示している。図 6 と比較すると、発話候補者ノードとリーダノードとの間の遅延の方が小さくなっている。およそ 300 秒以降、発話候補ノード-リーダノード間の遅延が小さくならないのは、300 秒の間に平均 60 回の発話があり、ほとんどの発話候補ノードが発話による昇格によってツリー上位への移動を終えるためである。

図 8(a) において、発話候補ノードは配信ツリーの中位から下位に位置しているが、図 8(b) では、ツリーの上位から中位に位置しており、発話による昇格によって発話候補ノードが配信ツリーの根に近い位置に移動していることが分かる。1000 回のシミュレーション評価における、発話候補ノードとリーダノードとの平均ホップ数は再構成前後で約 7 ホップから約 3 ホップに、最大ホップ数は約 10 ホップから約 6 ホップへと減少している。ただし、図 8(b) に示されるとおり、発話のタイミング、発話継続時間の長さによっては全ての発話候補ノードが配信ツリー上位に配置されるとは限らない。

3.4 参加ノードあたり平均・最大メッセージ受信数

参加ノードあたりの平均・最大メッセージ受信数は、1 秒間

にそれぞれ 0.0839 個、1.95 個であった。メッセージの大きさを 5 バイトとすると、ヘッダを含むパケットサイズは 33 バイトとなり、メッセージ受信による参加ノードあたり帯域使用量は約 22 ~ 515 bps である。これはテレビ会議における動画データの符号化レート 64 kbps ~ 8 Mbps と比較して十分小さい。

4. おわりに

本稿では、多人数参加型 P2P テレビ会議システムのための論理網構築手法として、配信ネットワーク構築機構、配信ツリー再構成機構、障害回復機構を提案し、配信ツリー再構成機構の有効性をシミュレーションによって評価した。シミュレーションの結果、配信ツリー再構成機構により、利用可能帯域、発話量のより多い参加ノードが配信ツリー上位に位置することによって、参加ノード間や発話候補ノード間の遅延が小さく抑えられ、円滑なテレビ会議が実現可能であることを示した。また、配信ツリー再構成のための制御メッセージ負荷は十分小さいことを示した。

今後は、複数配信ツリーからなる配信ネットワークを対象とし、動的なノード参加、離脱、障害への適応性について、シミュレーション評価を行う予定である。

文 献

- [1] 末次信介, 若宮直紀, 村田正幸, 小西弘一, 谷口邦弘: “物理網構成を考慮したハイブリッド型 P2P 動画像ストリーミング配信機構の提案と評価”, 電子情報通信学会技術研究報告 (CQ2004-57), pp. 47-52 (2004).
- [2] A. Barabasi and R. Albert: “Emergence of scaling in random networks”, *Science*, **286**, pp. 509-512 (1999).
- [3] Alberto Medina and Anukool Lakhina and Ibrahim Matta and John Byers: “BRITE: An Approach to Universal Topology Generation”, *mascots*, **00**, p. 0346 (2001).
- [4] 河原 達也: “人間どうしの音声コミュニケーションの認識・理解”, available at <http://www.ar.media.kyoto-u.ac.jp/lab/project/>.
- [5] 村田正幸: “マルチメディア情報ネットワーク”, 共立出版 (1999).