

離散的なアップロード帯域をもつ分散ネットワーク上の MPVC 問題

安藤 啓紀[†]
広島大学 工学部

藤田 聡[‡]
広島大学 大学院工学研究院

1. はじめに

本稿では、各ピアのアップロード帯域が離散的であるようなマルチパーティビデオ会議 (MPVC) 問題について考察する。Zhao らによって提案された MPVC モデル[1]では、各ピアが受信したストリームを自身のアップロード帯域をつかって他のピアに転送することができる。本稿では、ソースから配信されるビデオストリームが a 個のサブストリームに分割されて配信されるとき、システムに参加している n 個のピアが、ソースから高々2 ホップ以内ですべてのサブストリームを受信できるためのアップロード帯域 b に関する必要十分条件を導出する。なお本結果は、Zhao らが得た連続モデル上での結果を離散モデル上に拡張したものになっている。

2. モデル

ソースが発信する a 個のサブストリーム s_1, \dots, s_a を n 個のピアにピア・ツー・ピア[2, 3]に配信する問題を考える。各サブストリームのビットレートを 1 単位とし、ソースを含む各ピアは b 単位分のアップロード帯域をもつものとする。以下では一般性を失うことなく $b \geq a$ を仮定する。各ピアが他ピアから受信したサブストリームは帯域制約 b の範囲内で他ピアに転送することができるが、サブストリームの 2 回以上の転送はおこなえないものとする。以下ではそのような制約のもとでの配信をサブストリームの 2 ホップ配信と呼ぶ。またすべてのサブストリームが同時に 2 ホップ配信されるような配信方法が存在するとき、**2 ホップ配信可能**であるという。

ピア u がソースから受信したサブストリームを他のピアに転送する際に必要となるアップロード帯域のことを以下ではそのサブストリームの**転送負荷**と呼ぶ。たとえば u がソースからサブストリーム s_i を受信しており、 s_i が u 以外のピアに送信されていないとき、 u の s_i に関する転送負荷は $n-1$ となる。ピアの転送負荷が、 u が受信しているサブストリーム数とそれらのサブ

ストリームをソースから受信しているピアの総数によって変化することに注意しよう。

本稿の目的は、 $b < \theta$ ならば 2 ホップ配信が不可能であり、 $b \geq \theta$ ならば 2 ホップ配信が可能であるような b に関する閾値 θ を求めることである。以下では、 $a > n$ と $a \leq n$ の二つの場合に分けて議論をおこなう。

3. $a > n$ のとき

ソースが a 個のサブストリームを n 個のピアたちに直接の送信先として割り当てることを考える ($a > n$ より、少なくともひとつのピアは二つ以上のサブストリームを割り当てられる)。サブストリーム s_i が p_i 個のピアに割り当てられているとき、 s_i の**重複度**は p_i であるという。重複度 1 のサブストリームに関する転送負荷は $n-1$ であるが、この値は、サブストリームの重複度が高くなるほど小さくなる (転送負荷は、そのサブストリームが割り当てられた複数のピアに分散される)。またソースのアップロード帯域は b であるから、 p_i の総和は b 以下である。以下では記述を簡潔にするため $g = \text{floor}(a/n)$ とし、 $\alpha = g \times n$ 、 $\beta = a - g \times n$ とそれぞれ定義する。 g はピアに割り当てられる最大サブストリーム数の下限であり、どのような割り当てのもとでも、 g 個以上のサブストリームが割り当てられたピアが少なくともひとつ存在することを意味している。

補題 1 : $\beta = 0$ のとき $\theta = g \times (n-1)$ である。 $\beta > 0$ のとき、 $a=b$ ならば $\theta = (g+1)(n-1)$ である。

$a < b$ のとき、 a 個のサブストリームを α 個の確定ストリームと β 個の余剰ストリームに便宜上分割する。そして確定ストリームについては転送負荷を $n-1$ のままとし、余剰ストリームについては重複度を増やすことで転送負荷を減らすことを考える。その結果、もし任意のピアに割り当てられたサブストリームの総転送負荷が各ピアのアップロード帯域 b 以下であるような状況が作りだせれば、2 ホップ配信が実現できたことになる。基本アイデアは、余剰ストリームの重複度を均一に増加させることである。ソ

MPVC problem on distributed networks with discrete upload bandwidth

[†] Hironori ANDO, Hiroshima University

[‡] Satoshi FUJITA, Hiroshima University

ースの余剰帯域を 1 費やすことで、任意のサブストリーム_iの重複度を 1 増やすことができることに注意しよう。以下の定理が成立する。

定理 1 : $b \geq a + \beta$ ならば 2 ホップ配信可能である。

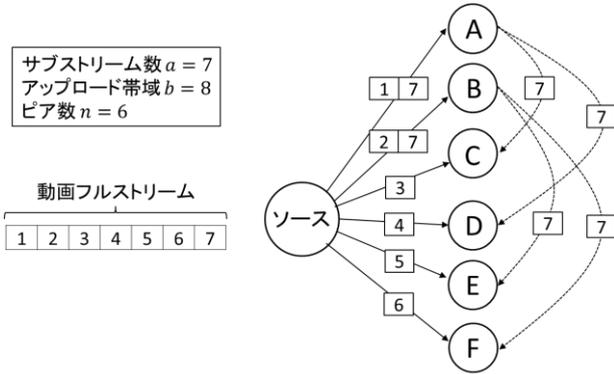


図1. $b \geq a + \beta$ であるパターン_iの例

図 1 の状況において、 $\alpha = 6$ 、 $\beta = 1$ である。このとき $b \geq a + \beta$ であるため、全ての余剰ストリームの重複度を増加させることができる。このとき、全ピアの転送負荷を b 以下に抑えることができ、2 ホップ配信可能である。

一方 $a < b < a + \beta$ のときは、すべての余剰ストリームの重複度を 2 に増やすだけの帯域がソースに残されていないため、どのような割り当てにおいても転送負荷が $(g+1)(n-1)$ であるようなピアが少なくともひとつ存在する。よって以下が成立する。

補題 2 : $a < b < a + \beta$ のとき $\theta = (g+1)(n-1)$ である。

4. $a \leq n$ のとき

ピア x にサブストリーム s_i のみが割り当てられているとき、 x は自身のもつ帯域をつかって s_i を b 個のピアに転送することができる。以下では、あるサブストリームが転送可能なピア数のことをそのサブストリームの**拡散力**と呼ぶ。具体的にはサブストリーム s_i の拡散力は、 s_i が割り当てられた p_i 個のピアたちの s_i に関する転送力の総和として与えられる。ここで p_i は s_i の重複度であり、 s_i に関するあるピアの転送力は、そのピアに s_i 以外に何個のサブストリームが割り当てられたかによって変わってくる。たとえば s_i が割り当てられている各ピアに s_i 以外のサブストリームがまったく割り当てられていなければ、 s_i の拡散力は $b \times p_i$ となる。

サブストリーム s_i の拡散力が $n - p_i$ 未満のと

き、 s_i はすべてのピアに 2 ホップ以内で配信できない。すなわち 2 ホップ配信が可能となるためには、すべてのサブストリーム s_i の拡散力が $n - p_i$ 以上であることが必要である。

ソースのもつ帯域 b をつかってサブストリームの最小の拡散力をどこまであげられるのかを確かめよう。各ピアが高々 1 個のサブストリームを割り当てられるという条件の元で達成可能な重複度は、 $\gamma = \min\{\text{floor}(b/a), \text{floor}(n/a)\}$ である。ここで $\text{floor}(b/a)$ はソースの帯域制限によって決まる値、 $\text{floor}(n/a)$ は割り当て対象となるピア数によって決まる値である。 $b < n$ のとき $\gamma = \text{floor}(b/a)$ であり、この γ に b をかけた値が、各ピアが高々 1 個のサブストリームを割り当てられるという条件の元で達成される最小の拡散力になる。しかし $b \geq n$ のとき、ソースにフルストリームを送信するだけの余剰帯域が余っている場合がある。このとき、サブストリームを受信していないピアが残っているならば、そのピアにソースからフルストリームを送信することで、最小拡散力は γ に b をかけた値より少し大きくなる。

以上の議論より $a < b < n$ のとき $\gamma = \text{floor}(b/a)$ であり、 $b < n/\gamma - 1$ ならば 2 ホップ配信は不可能、 $b \geq n/\gamma - 1$ ならば 2 ホップ配信は可能となる。また、 $a \leq n \leq b$ のとき $\gamma = \text{floor}(n/a)$ であり、フルストリームを送信可能なピア数を t とすると、 $b < (n - t - \text{floor}(tb/a))/\gamma - 1$ ならば 2 ホップ配信は不可能、 $b \geq (n - t - \text{floor}(tb/a))/\gamma - 1$ ならば 2 ホップ配信可能となる。ただし、 $t = \min\{\text{mod}(n/a), \text{floor}((b-a) \times \text{floor}(n/a)/a)\}$ である。よって以下が成り立つ。

定理 2 : $a \leq n \leq b$ のとき $\theta = (n - t - \text{floor}(tb/a))/\text{floor}(n/a) - 1$ であり、 $a < b < n$ のとき、等式 $b = n/\text{floor}(b/a) - 1$ を満たす b が閾値 θ である。

ちなみに $\text{floor}(b/a) = b/a - \epsilon$ とすると、 $\epsilon \rightarrow 0$ のとき、 θ の値は $\theta \rightarrow \text{sqrt}(n \times a)$ のようになる。

参考文献

[1] Y. Zhao, et al., "Enabling P2P One-View Multiparty Video Conferencing," IEEE TPDS, 25(1): 73-82, Jan. 2014.
 [2] M. Castro, et al., "SplitStream: High-bandwidth content distribution in cooperative environments," Proc. SOSP'03, pp.298-313, 2003.
 [3] X. Zhang, et al., "CoolStreaming/DONet: A Data-driven Overlay Network for Peer-to-Peer Live Media Streaming," Proc. INFOCOM, pp.2102-2111, 2005.