

# 情報ネットワークにおける情報フローイング問題に関する研究

Studies on Information Flowing Problems in Information Networks

01D5101 小出 俊夫 指導教員 渡部 和

## SYNOPSIS

In a huge and complicated information network, it has been a critical issue how to utilize network resources efficiently. In this study, three problems in information networks are raised: I) problem for performing load balancing and fault link avoidance, II) problem for flooding on multi-hop wireless networks, III) problems about mirroring on CDN. In order to establish the effective systems solving these problems, graph and network theoretical analysis have been investigated. The tie-set graph theory has been constructed for problem I, wireless reachability graph and waiting-time function have been proposed for problem II, and several algorithms have been constructed and proven their consistency from graph theoretical viewpoint for problem III.

**keywords:** *graph and network theory, tie-set graph theory, combinatorial optimization problem, multi-hop wireless networks, content delivery networks*

## 1 はじめに

今日の情報関連分野の発展はめまぐるしく、とりわけ世界を結ぶ情報ネットワークは爆発的な普及拡大をしている。また、近い将来訪れるユビキタス社会においては、パソコンやPDA等だけではなく、ペットや製品、公共物などすべてのモノがネットワークにつながり、それぞれが持つ情報がやり取りされることになる。こうした情報化社会の発展のなかで、扱われる情報の増加や多様化、ネットワーク参加ノード数の増加などにより、数々の深刻な問題が発生してきている。

本研究では、複雑かつ大規模な情報ネットワークの課題に対して、システム技術の側面から問題の抽出を行い、様々な形態のネットワークのトポロジーに着目し理論的手法によって課題の解決を行うアプローチを試みた。システム技術を支える代表的な理論として、グラフ・ネットワーク理論 [1] がある。情報ネットワークにおいては、情報が発信源から受信先へ到達するとき、その流れを決定することが本質であり、それを「情報フローイング」と定義した。情報フローをいかにして決定するかをグラフ・ネットワーク理論を基礎として解析し、その成果から種々のアルゴリズムやプロトコルの構築を試みることは有効な手段であると考えられる。本論文では、情報ネットワークにおける情報フローイング問題として具体的な三つの問題を提起する。

一つ目の問題は、ネットワークにおいて発生する障害の回避や、トラフィック負荷の分散の問題である。バックボーンにおいても LAN 内においても、近年のネットワーク回線速度の向上は目覚ましいが、経路が切断されることにより送信できなくなる情報量も、それに比例して増加する。すなわち回線速度が向上すればするほど、経路切断の時間は長くなってはならない。従って、いつ現在通信中の経路が切断されても、あらかじめ用意された代替経路にすばやく切り替えて通信を続けることができればならない。さらに、回線の状況が悪化してきたときでも SLA に基づく QoS 保証を行い十分なスループットを確保するためには、トラフィックの輻輳を最小限に押さえ優先度の高い経路については複数パスを用いるなどの対処を講じる必要がある。これらは一部実現されているものの、まだまだ難しい問題をはらんでいる。

二つ目の問題は、マルチホップ無線ネットワークにおけるブロードキャスト手法の問題である。近年、ネットワークは有線から無線へと発展してきており、ラス

ト・ワン・マイルの伝送手段として、また、ユビキタス社会を実現するのに必要不可欠な通信インフラとして多くの無線デバイス技術が開発されてきている。一対一の通信、すなわち有線の回線を無線で代替するという点についてはほぼ成功しつつあるが、無線環境のみにおける情報フローイングの問題についてはまだまだ検討の余地があり、無線ネットワークにおけるシステム技術の確立が急がれている。中でもマルチホップ無線ネットワークにおける効果的なブロードキャスト手法の確立は非常に重要な課題である。各ノードの座標が既知ではなく、隣接ノードの存在確認をパケットの送受信によって行う限り、ルーティングプロトコルは理論的にはブロードキャストと同等の処理を行わなければならない。また、ブロードキャスト手法そのものも、その場その場で必要となる地域情報の配信、及びセンサネットワークにおける情報収集経路の決定に必要であり、その重要性は非常に高い [3]。

最後の問題は、コンテンツ配信ネットワーク CDN (Content Delivery Networks) におけるミラーコンテンツ配置、最適フロー分布決定、ミラーリングフロー分布決定の問題である。ネットワーク回線速度の向上に伴って、扱えるメディアの種類も増加してきた。とりわけ近年は精細な動画像を配信するサービスも増え始めてきている。しかしネットワークに参加しているユーザが同時に動画像を受信しようとする時、ネットワーク上で処理しきれないほどのトラフィックが流れることになる。この問題を解決する手法として、以前よりマルチキャスト技術が研究されてきたが、この技術においては複数のユーザに同時期に同一パケットを送信することを目的としており、ビデオ・オン・デマンドなど、同一のコンテンツでも同時期にアクセスするとは限らないものについては適用不可能である。この問題を解決するためのサービスとして、CDN が提案され、研究開発が進んでいる。CDN においては、どのサーバにコンテンツを複製するのか、そのコンテンツを実際どのようなフロー分布で複製するのか、どの複製サーバから受信するのかという問題等が存在しており、まだまだ研究の余地が多くある。

これらの情報フローイング問題を解決する基礎理論を、グラフ・ネットワーク理論に基づいて構築する。これらの基礎理論は今後も絶え間なく発生するであろう複雑化した様々な難問題を解決するための糸口、指導原理として活用されることが期待される。

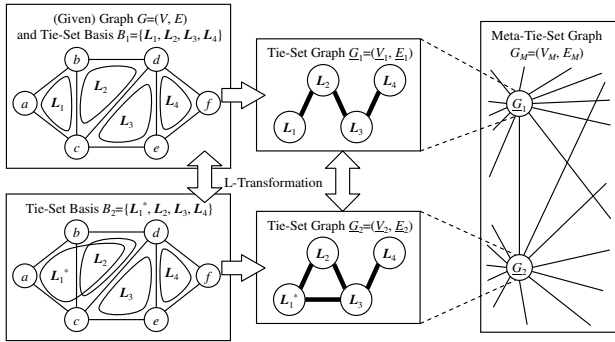


図 1: タイセットグラフ理論概要

## 2 タイセットグラフ理論

負荷分散や障害回避を可能とするには、任意の2ノード間で2つ以上の経路が存在することが前提となるが、これは情報ネットワークをグラフに抽象化した場合、2連結グラフとなる。2連結グラフには必ずタイセットが存在し、これが情報フローイング等において重要な役割を果たす。タイセットグラフ理論は、グラフ中にいくつも存在するそのタイセットに注目した理論である。本研究により得られたトポロジ的性質を利用して、さまざまなシステム技術が実現され、情報ネットワークにおける諸問題が解決されることが可能となる。

タイセットグラフ理論を用いて、目的に応じたタイセット基底を求めることができる。そのタイセット基底を基礎として、リンクやノードの障害の回避や、タイセットフローを用いたトラフィック負荷の分散が実現可能となる。タイセットグラフ理論では、タイセットベクトルと呼ばれるタイセットのベクトル表現を基礎とし、2連結無向グラフ  $G$  に関する全てのタイセットベクトルの集合  $\Lambda = \{L_1, \dots\}$  に零ベクトルを加えた、グラフ  $G$  に関するタイセットベクトル空間  $\Lambda$  を定義する。タイセットベクトル空間は、体  $F = \{0, 1\}$  上のベクトル空間であり、次元  $\dim \Lambda$  は、グラフの零度  $\mu(G)$  である。従ってタイセットベクトル空間  $\Lambda$  には要素数を  $\mu(G)$  とする基底  $B$  が存在し、これをタイセット基底と呼んでいる。グラフ  $G$  に関するタイセット基底に属するタイセットベクトルを  $L_1, L_2, \dots$  とすると、グラフ  $G$  に関するタイセットベクトル空間  $\Lambda$  の任意のタイセットベクトル  $L$  は、 $a_1, a_2, \dots, a_\mu \in F$  において、 $L = a_1 L_1 \oplus a_2 L_2 \oplus \dots \oplus a_\mu L_\mu$  と表される。

また、タイセット基底  $B = \{L_1, L_2, \dots, L_\mu\}$  に関して、点集合  $V$  を  $B$  とし、枝集合  $E$  を  $\{e(L_i, L_j)\}, (i \neq j)$  とするグラフ  $G = (V, E)$  をタイセットグラフと定義する。ただし、

$$e(L_i, L_j) = \begin{cases} 0 & L_i \cdot L_j = 0 \\ 1 & L_i \cdot L_j \neq 0 \end{cases}$$

とする。その上で、タイセット基底ならびにタイセットグラフの変換である  $L$  変換を定義し、その変換関係をグラフ化したメタタイセットグラフを定義する。これらのグラフの関係を図 1 に示す。

さらに任意のタイセットグラフ  $G$  に関して一意に値の定まるスカラー関数  $Q(G)$  をタイセットグラフの評価関数と定義し、グラフ  $G$  に関するすべてのタイセットグラフの集合  $V_M$  について、

$$\min_{G_{opt} \in V_M} Q(G_{opt})$$

なるタイセットグラフ  $G_{opt}$  を最適タイセットグラフと定義する。特に、タイセットベクトルを  $L_i \in B (= V)$  とし、関数  $p(L_i)$  を  $L_i$  に対応するタイセット  $L_i \in E$  の要素数  $|L_i|$  とし、評価関数を

$$Q(G_s) = \sum_{i=1}^{\mu} p(L_i)$$

としたときの最適タイセットグラフ  $G_s$  を、最簡タイセットグラフという。これはグラフのトポロジーのみによって定まるグラフである。

最簡(最適)タイセットグラフを求める問題は、組み合わせ最適化問題の1つである。 $Q(G)$  を評価関数、 $V_M$  をメタタイセットグラフの点の集合とすると「 $G \in V_M$  の条件のもとに  $Q(G)$  を最小化せよ」という問題として表される。実行可能領域である  $V_M$  の要素数は、与えられたグラフの零度に対して指数的に増大する。そのため、すべてのタイセットグラフを求めて、その評価関数を最小とするようなタイセットグラフを求めるという方法は現実的ではない。

しかし、現実には最適性の保証はなくとも、ある程度の精度の解が求まれば満足いく場合が多い。そこで、そのような解を現実的な時間で解くアルゴリズムとして、局所探索法に基づくアルゴリズムを提案する。基本アルゴリズムは、次のとおりとする。

(Step1) 初期解  $G$  を与える。

(Step2)  $G$  の隣接点集合  $L(G)$  の中から定められた基準によって  $G'$  を選び、 $G \leftarrow G'$  とする。以降 Step2 を繰り返す。 $G'$  が選ばれない場合は終了、解は  $G$ 。

$G'$  を選ぶ基準としては以下の3種を考える。

LS1:  $Q(G') < Q(G)$  となる  $G'$  をランダムに選ぶ方法

LS2:  $\min Q(G'), G' \in L(G)$  となる  $G'$  を選ぶ方法

LS3:  $G$  の中で共有する枝の数が最大のタイセットの組を  $L$  変換して得られる  $G'$  (二つの解が得られるが評価値の小さいほう) を選ぶ方法

また、初期解は任意の木に関する基本閉路系によって与えるが、木として DFS 木と BFS 木の2通りを考える。

$(|V|, |E|)$  がそれぞれ (20,20), (20,30), (20,40), (20,50), (20,60) となるようなグラフ  $G = (V, E)$  を与えて数値実験を行った結果を以下の表にまとめる。DFS 木も BFS 木もそれぞれ根となる節点の選び方がグラフ  $G$  の枝数  $|V|$  だけ存在するので、そのすべてについて実験を行い平均をとった。表の上段が解を求めるまでに要した Step 数、下段が解の評価値である。

	DFS			BFS		
	LS1	LS2	LS3	LS1	LS2	LS3
(20,20)	1.0	1.0	1.0	1.0	1.0	1.0
(20,30)	18.8	10.5	10.9	7.0	5.9	6.0
(20,40)	50.9	22.9	23.1	14.4	12.0	12.2
(20,50)	69.5	29.8	30.1	15.3	12.8	12.5
(20,60)	100.8	41.2	45.0	23.7	19.5	20.2
(20,20)	20.0	20.0	20.0	20.0	20.0	20.0
(20,30)	59.6	55.7	55.5	56.4	56.2	56.2
(20,40)	93.8	85.4	86.6	88.2	86.9	87.1
(20,50)	140.5	122.8	125.6	124.9	124.6	125.6
(20,60)	177.3	149.6	150.5	150.3	150.1	151.2

## 3 マルチホップ無線ネットワークにおける効果的ブロードキャスト手法

本論文では、マルチホップ無線ネットワークにおけるパケットブロードキャスト方式として、パケットを受信しすぐに再送信せずに適切な待ち時間を設け、その待ち時間内に同一パケットを受信した場合は転送をキャンセルする方式、WDD (Waiting-time Driven Diffusion) 方式を提案する。本方式によって、明示的な制御パケット無しで再転送ノード数を抑えた効率的なブロードキャストが可能となる。本方式はセンサーネットワークにおけるセンサ情報収集や、比較的小さなサイズの情報の配信に有効である。本方式は重複パケットチェック方式の一種であり、Counter-Based Scheme や Distance-Based Scheme 等を内包するアルゴリズムでもある [2]。

特徴を簡単にまとめると、次の2点に要約できる。

- パケットを受信してもすぐに転送を行わず、待ち時間関数によって計算された待ち時間だけ転送を待つ
- 転送を待っている間に同一パケットを受信したら、転送をキャンセルする

本アルゴリズムの要は「待ち時間関数」であり、この関数を適切に決定することにより、ネットワーク運用者の望むパケット転送ポリシーにネットワークを順応させることが可能となる。WDD アルゴリズムの概要を図2に表す。各ノードは図に表されている「新規作成モジュール」、「送信モジュール」、「受信モジュール」の3つのモジュールを持っている。

パケットを新たにブロードキャストする場合、新規作成モジュールで新規パケットを作成し「待ち時間を0として」P-Listへ挿入する。P-Listとは待ち時間とパケットの組のリストである。送信モジュールは常にP-Listの中身を監視しており、待ち時間を経過したパケットを発見した場合は直ちに送信処理を行う。よって、新規作成モジュールで作成されたパケットは直ちに送信される。パケットを受信したノードは、受信モジュールでそのパケットを処理する。まず、以前に同一のパケットを受信したかどうかをD-Listを見て確認し、もし以前に受信したことのないパケットであれば、待ち時間を待ち時間関数で決定した後、そのパケットをP-Listに挿入する。もし以前にパケットを受信した場合は、同一のパケットがP-Listに入っているかどうかを確認し、入っていればP-Listの中からそのパケットを削除し、受信したパケットも破棄する。

従来の純粋なフラディングアルゴリズムでは、各ノードが必ず1回のパケット転送を行うことになり、ノード密度が高い場合に不必要なトラフィックを生む結果となる。これに対してWDDアルゴリズムで提案する手法を用いた場合は、重複するパケットを2度以上受信した領域に存在するノードが自らのパケット転送をキャンセルするので、ノード密度が高くなっても不必要なパケット転送が起こりにくくなる。本アルゴリズムでは、待ち時間関数を適切に設定することによって、たとえばネットワーク上の総発信電力最小化、電力消費公平化等が実現可能である。具体的には以下の関数を用いた。なお、 $d$ は送信ノードからの距離、 $r$ は送信ノードの通信可能範囲、 $l_r, l_m$ はそれぞれ電池残量と電池容量、 $f_r(d)$ は $d \leq r_c$ のとき $C$ でそれ以外のとき $[0 : C]$ の区間の一様乱数であり、定数 $A, B, C$ はそれぞれ最低待ち時間、待ち時間の変化幅、ぶれ幅を表す。

$$f_w(d, r) = A + B \left(1 - \frac{d}{r}\right), \quad (1)$$

$$f_w(d, r) = A + (B - C) \left(1 - \frac{d}{r}\right) + f_r(d), \quad (2)$$

$$f_w(d, r) = A + B \left\{1 - \left(\frac{d}{r}\right)^n\right\}, \quad (3)$$

$$f_w(l_r, l_m) = A + B \left(1 - \frac{l_r}{l_m}\right) \quad (4)$$

以下、式(1)、(2)、(3)、(4)を用いた方式をそれぞれFFNL1、FFNL2、FFNL3、FBC方式と呼ぶ。FFNL2、FFNL3方式は、シミュレーション結果をもとにFFNL1方式を改良したものである。

本研究ではWDDアルゴリズムをns-2上に実装しシミュレーションを行った。待ち時間関数のパラメータとしては $A=0.01(\text{sec.})$ 、 $B=0.10(\text{sec.})$ を用いた。なお比較のために、待ち時間を一様乱数で与えるもの(以下random方式と呼ぶ)や、従来の純粋なフラディング

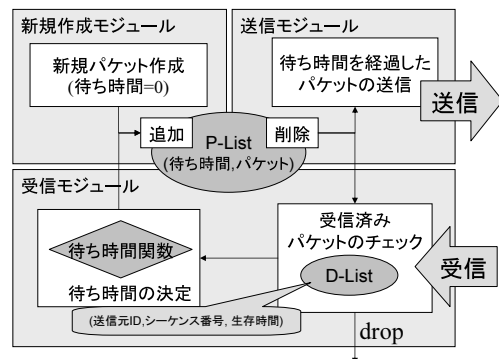


図2: WDD アルゴリズムの3つのモジュール

シミュレータ	ns-2(2.26)
領域	1000 x 1000 m
電波到達距離	100 m
ノード数	100 ~ 3000 個
ノード配置	1つは中央, その他は一様分散
パケット長	1024 bytes (MAC等含む)
1hop 待ち時間	0.01sec ~ 0.11sec
移動速度	0km/h(固定)
比較した方式	FFNL1, FFNL2, FFNL3, FBC, random, flooding

表1: シミュレーション条件

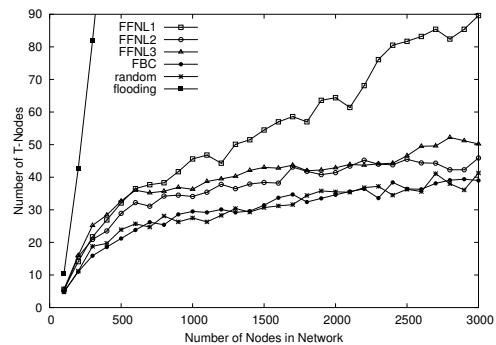


図3: 転送ノード数

方式(以下flooding方式と呼ぶ)についても実験を行った。実験条件は表1の通りである。パケットは中央ノードから発信した。転送ノード数の比較を図3に示す。横軸はネットワーク上のノード数、縦軸はパケットを転送したノード数である。FFNL2,3方式はFFNL1方式に比べて改善していることがわかる。理由は、各FFNL方式では距離の遠いノードがパケット転送を行うが、FFNL1方式では遠距離での待ち時間の変化幅が少なく、FFNL2,3では十分な幅があるからである。結果として、改良方式では同時に送信を行う確率が減り、パケット衝突によるパケットロスが起こりにくくなる。パケットロス率においても、改良方式が非常によい結果を出した。また、FBC方式においては、他方式に比べて時間経過に対する電池切れノードの増加が著しく低いことが確認された。

#### 4 CDNにおける最適配送問題

CDN(Contents Delivery Networks)における諸問題について、さまざまな観点から問題を定式化し、グラフ理論的見地よりその解法を見出す研究を行った。CDNにおける問題はさまざまであるが、これまで行ってきた研究を大まかにまとめると、以下の項目のようになる。

- ミラーコンテンツ配置問題 ネットワークのあちこちで、数々のリクエストが存在するときに、どのミラーサーバへコンテンツをコピー(配置)すれば

レスポンスタイムやネットワーク負荷などを最小にすることができるか

- 最適フロー分布決定問題 ユーザが実際にコンテンツを得るときに、どのミラーサーバからダウンロードすればスループットを最大にすることができるか、またそのときの経路はどのようにとればよいか
- ミラーリングフロー分布決定問題 ミラーリング先が決まっているとき、どのようにコンテンツを配送すれば、ネットワークに負荷をかけないか、または指定した時間内にミラーリングを完了できるか
- 経路制約付ミラーリングフロー分布決定問題 ミラーリングフロー分布決定問題に加えて、選択できる経路に制約を設けた問題

ここでは紙面の関係上、ミラーリングフロー分布決定問題のみについて述べる。この問題はミラー元集合  $S$  に蓄えられているコンテンツを、ミラー先集合  $T$  にアプリケーション層マルチキャストツリーによって、最短時間でコピーする問題である。具体的には以下のような問題となる。「ツリー転送時間を最小とするような根付木  $T_r$  を求めよ。ただし、根はミラー元集合のうちのどれか  $s_i$  であり、ミラー先集合のすべての点がいづれかの木に含まれるならば、木の個数は複数であってもよい。」

このとき、以下のアルゴリズムで、最短時間で配送できるマルチキャストツリーを導き出すことができる。

Step 1 転送時間のもっとも大きい枝をグラフから一本開放除去する。

Step 2 すべてのミラー先が、いずれかのミラー元と連結状態にあるかを確認する。連結状態にあるとき、Step 1へ

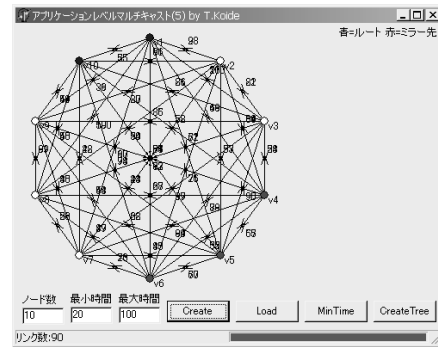
Step 3 削除した枝の転送時間以下の枝からなる枝セクショングラフにおいて、ミラー元からミラー先への任意の木を作成し、それをマルチキャストツリーとする。

Step 3 において求まる枝セクショングラフ上では、どのような木を作成しても、最適なマルチキャストツリーとなる。適用先によっては、各ノードから分岐する最大数を制限したり、最長ホップ数を制限したりするなどの方法を考える必要がある。

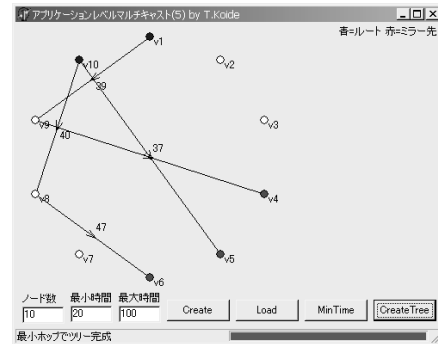
図 4 (a) に示す、10 個の点と、すべての点からすべての点への枝をもつ有向グラフについて、コンテンツ配送フロー分布の決定の具体例を示す。このグラフの枝には、転送時間に対応する重みが 20 から 100 の間のランダム値があらかじめ設定されている。左上の 2 つの点はミラー元サーバ、右下の 3 つの点はミラー先サーバをあらわしている。このグラフから、重みの大きい枝からひとつずつ開放除去していく。そして、どれかひとつでも、ミラー先がいずれかのミラー元から到達不可能になったとき、そのときに削除した枝の重みを記録する。この例では 47 である。これが、最短の転送時間となる。そして、その重み以下の枝からなる、枝セクショングラフを構成する。このグラフのどんな経路も、転送時間 47 以下の経路となる。ここでは、ホップ数をできるだけ少なくするという観点から、BFS 木を求める。その結果を図 4 (b) に示す。この図からわかるように、ミラー元、ミラー先のどちらにも属さないサーバが中継することによって、転送時間が短縮できる場合があることが分かる。

## 5 むすび

本研究では、情報の円滑な流れを実現する情報フローイング問題として、具体的な 3 つの課題について基礎理論から応用までを考察し、有用な成果を得た。



(a)



(b)

図 4: マルチキャストツリー

第一に、情報ネットワークにおけるリンク障害の回避、トラフィック負荷の分散を実現するための基礎理論として、タイセットグラフ理論とタイセットフローベクトル空間を提案した。これらの理論を用いてトラフィック制御に有効なフレームワークを構築し、障害回避、負荷分散、マルチパスルーティング等を実現することが可能となる。最簡タイセットグラフにおいて初期解として BFS 木に基づく基本閉路系に対応するタイセットグラフを与えた場合はステップ数の大幅な短縮が可能であり、LS2 と LS3 のアルゴリズムはステップ数が少なくなかつよい解を求めることが可能であることなどの性質が明らかになった。

第二に、無線到達可能グラフを定義し、マルチホップ無線ネットワークにおけるブロードキャスト方式として WDD アルゴリズムを提案した。本アルゴリズムによって、HELLO パケットなどを用いた事前の情報収集をすること無しに、効果的に転送ノードを選択し、ネットワーク全体にブロードキャストを行うことが可能となる。待ち時間関数に FFNL2,3 方式を採用することで、パケットロス率や転送ノード数など、多くの点においてよい結果を出すことができた。

第三に、CDN における諸問題を解決する基礎理論として、従来の最大フローアルゴリズムを基礎として構築したアルゴリズム等を提案した。本アルゴリズムによって指定時間内にすべてのサーバへコンテンツを複製可能なフロー分布を導き出すことが可能となった。

## 参考文献

- [1] 伊理正夫, 白川 功, 梶谷洋司, 篠田庄司他, “演習グラフ理論—基礎と応用,” コロナ社, 1983.
- [2] S. Ni, Y. Tseng, Y. Chen, and J. Sheu, “The Broadcast Storm Problem in a Mobile Ad Hoc Network,” MOBICOM1999, pp.151-162, Aug. 1999.
- [3] 小菅, 小出, 田中, “センターノードを仮定したマルチホップ無線通信による情報配布・収集方式の検討,” FIT2003, Sept. 2003.