

支援物資のマッチング方式の提案

土生 浩貴¹・福本 潤也²

¹学生会員 東北大学大学院 情報科学研究科 (〒980-8577 宮城県仙台市青葉区片平2-1-1)
E-mail: habu@plan.civil.tohoku.ac.jp

²正会員 東北大学准教授 情報科学研究科 (〒980-8577 宮城県仙台市青葉区片平2-1-1)
E-mail: fukumoto@plan.civil.tohoku.ac.jp

東日本大震災において全国各地から寄せられた支援物資は、被災者の生活を支える上で重要な役割を果たした。ただし、効果的なマッチングが行われなかったことに起因する様々な問題が生じた。本研究では効果的な支援物資供給を行うためのマッチング方式を提案する。マッチングアルゴリズムとして「需要充足・輸送費用最小化」、「時間優先」、「按分」、「多目的最適化」の4方式を提案した。仮想データを用いたシミュレーションを用い、各方式の特性を明らかにする。

Key Words : relief supplies, humanitarian logistics, matching, mathematical programming

1. はじめに

2011年3月11日に発生した東日本大震災により、東北地方から関東地方の太平洋側沿岸部は甚大な被害を受けた。全国各地から様々な支援物資が届けられ、被災者の生活を支える上で重要な役割を果たした。ただし、その過程で様々な問題が生じた。大量の物資が届けられたことにより、集積所での受け入れ作業、在庫管理は作業にあたった職員の大きな負担となった。多品種が混載された物資も多く、確認・仕分け作業も必要になった。また被災地のニーズに基づかない支援物資は余剰物資となった。これらの問題の多くは、支援物資の効果的なマッチングが行われなかったことに起因する。今後も同様の問題を繰り返さないためにも、効果的なマッチング方法等を含む、適切な支援物資供給体制を構築する必要がある。

本研究では、大規模災害時において効果的な支援物資供給を可能にするマッチング方式を提案する。具体的には、4つのマッチング方式を提案し、それぞれの方式を数理計画問題（線形計画問題、二次計画問題）として定式化する。また、マッチングが有効に行われていない状態を表現するランダム方式を作成する。仮想データを用いたシミュレーションを行い、結果を比較することで提案方式の有効性や特性を明らかにする。

2. マッチング方式の提案

本研究で提案するマッチング方式とは、支援物資の提

供者と支援物資を必要とする被災者が、それぞれ物資の情報を入力することで、どの提供者がどの被災者へ、いつ何をどれだけ提供するかを決定するものである。

マッチングシステムにおける物資提供者として企業や被災地外の地方自治体を、物資を提供される側として被災市町村を想定する。利用者はインターネットを通し、希望する物資やその量などの情報を入力する。集約された情報から、設定したアルゴリズムに基づいて一定期間ごとにマッチングを行う。物資提供者はマッチングの結果に基づいて物資の提供を行う。対象物資は生鮮食品などを除く物資とする。発災後約1週間が経過してから稼働するシステムを想定する。全体のイメージを図1に示す。

(1) マッチングのサブシステム

以下では2つのサブシステムから構成されるシステムを考える。

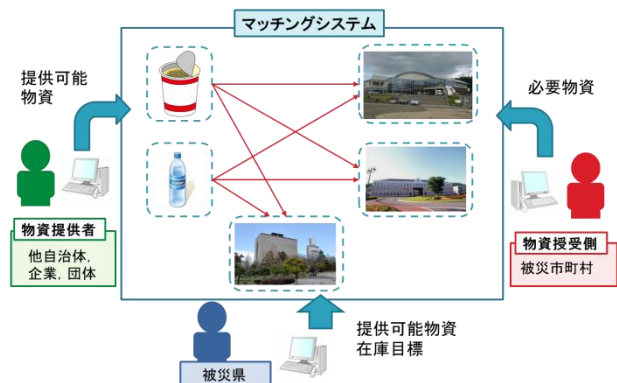


図-1 マッチングシステムのイメージ

1) 割当・配送計画サブシステム

物資提供者や県が入力した供給情報（供給可能物資・可能量等），被災市町村が入力した需要情報（希望物資・希望量等）に基づき，各提供者や県の提供先・提供量，被災市町村の受取量が決定する．またその輸送ルートなどの配送計画を策定する．

2) 在庫・配送計画サブシステム

物資提供者が入力した供給情報，県が設定した在庫情報（目標在庫量）に基づき，1)で策定された割当・配送計画を踏まえ，各提供者の提供先・提供量，県の在庫量が決定する．またその輸送ルートなどの配送計画を策定する．

(2) マッチング方式

マッチング方式として4つの方式を提案する．4つの方式は共通の在庫・配送計画サブシステムと，それぞれ異なる割当・配送計画サブシステムで構成される．在庫・配送計画サブシステムでは，在庫量の目標在庫量からの乖離を最小化するように配送計画を策定する．一方，各方式の割当・配送計画サブシステムは以下の通りである．

1-a) 需要充足・輸送費用最小化方式

被災市町村の充足度を最大化するように全体の受取量を決定した後，総輸送費用を最小化する配送量を決定する．

1-b) 時間優先方式

被災市町村の受取量を先着順に決定した後，輸送費用を最小化する配送量を決定する．

1-c) 按分方式

被災市町村の充足率の分散を最小化するように各市町村の受取量を決定した後，輸送費用を最小化する配送量を決定する．

1-d) 多目的最適化方式

需要未充足と輸送費用を重みづけした目的関数を最小化するように各市町村の受取量と配送量を同時に決定する．

3. 提案方式の定式化

(1) ネットワークの定義

定式化にあたり，物資提供者から被災市町村に物資が届けられるまでの物理的ネットワークを図2のように定義する．考慮するノード（物資提供者や被災者，集積所）は，1)物資提供者，2)被災地外の集積所（物資提供者の所在県や自衛隊など），3)被災県の集積所，4)被災市町村の4つのレベルとする．同レベル内での配送は行わず，供給点から需要点間で常に図2の左から右へ物資が流れると仮定する．提供者から被災市町村までの輸送パターンは，被災地外の集積所と被災県の集積所の経由の有無により，大きく4パターン存在する．

物資のネットワークを時空間ネットワークに拡張したものを図3に示す．ノード間での物資の輸送には必ず1日を要し，需要点以外の点で配送されなかった物資は翌日に持ち越されるとする．

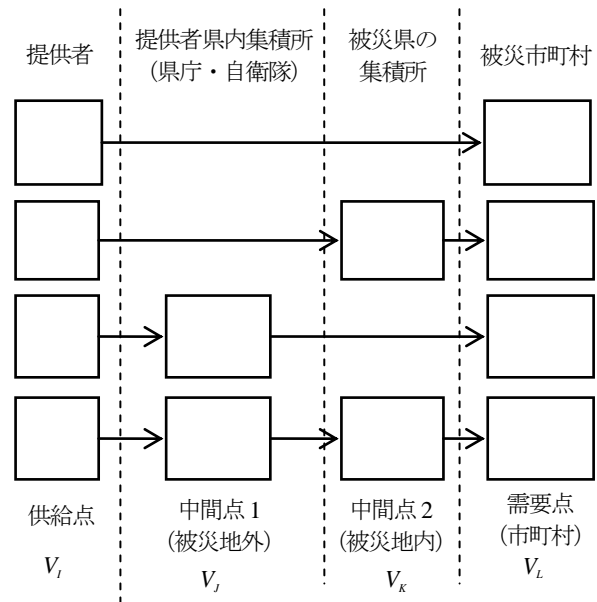


図-2 物資ネットワーク

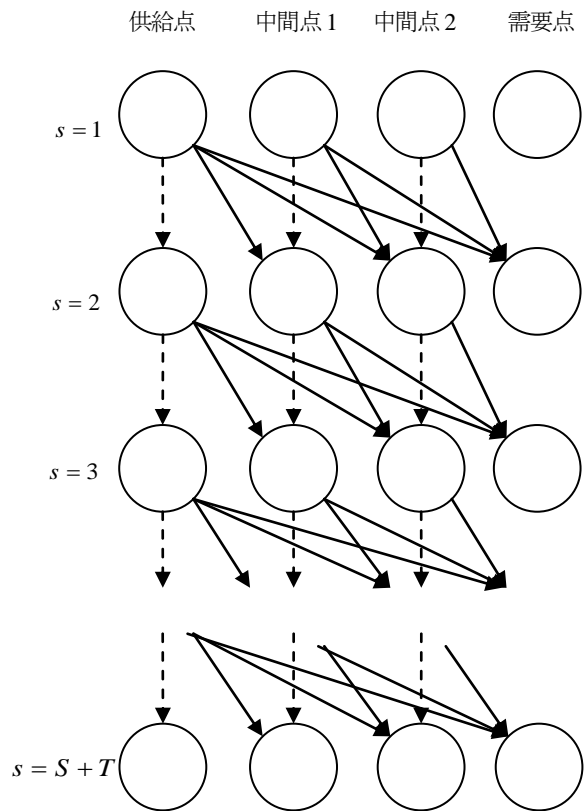


図-3 時空間ネットワーク

(2) マッチングシステムの定式化

1) 需要充足・輸送費用最小化方式

需要充足・輸送費用最小化方式の定式化を示す。

1-a) 割当・配送計画サブシステム

割当・配送計画サブシステムは3つの段階で構成される。第一段階は、需要充足最大化問題として定式化される。第二段階は、第一段階で求めた最大割当量を制約条件とする輸送費用最小化問題として定式化される。

第一段階：需要充足最大化問題

需要未充足量（需要量と受取量の差）を目的関数とする線形計画問題として定式化される。

$$\min \sum_{\{i, f_{ab}^h\}} \sum_{h \in V_H} \sum_{a \in V_L} \sum_{t=s+1}^{s+T} {}_t \tilde{c}^h \left({}_s x_a^h - \sum_{d \in V_I \cup V_J \cup V_K} {}_{t-1} f_{da}^h \right) \quad (1)$$

ただし、 ${}_t \tilde{c}^h$ ：時点 t における物資 h の単位需要未充足費用、 ${}_s x_a^h$ ：時点 s の入力情報による需要点 a が時点 t の受取を希望する物資 h の量、 ${}_{t-1} f_{da}^h$ ：時点 s の入力情報によるノード d から a へ時点 $t-1$ に配送される物資 h の量である。

制約条件として、ネットワーク制約・フロー保存則・ノードの容量制約・需要点での需要量制約等を設ける。

$${}_s f_{ab}^h \geq 0 \quad (2)$$

$$\forall t \in \{s, \dots, s+T-1\}, a \in V_N, b \in V_N, h \in V_H$$

$${}_s f_{ab}^h = 0 \quad \text{if} \begin{cases} b \in V_I & \& a \in V_J \cup V_K \cup V_L \\ b \in V_J & \& a \in V_K \cup V_L \\ b \in V_K & \& a \in V_L \end{cases} \quad (3)$$

$$\forall t \in \{s, \dots, s+T-1\}, a \in V_N, b \in V_N, h \in V_H$$

$${}_s f_{ab}^h = 0 \quad \text{if} \quad a, b \in V_N \quad \& \quad a \neq b \quad (4)$$

$$\forall t \in \{s, \dots, s+T-1\}, a \in V_N, b \in V_N, h \in V_H$$

$${}_s f_{ab}^h = 0 \quad \text{if} \quad a, b \in V_L \quad \& \quad a = b \quad (5)$$

$$\forall t \in \{s, \dots, s+T-1\}, a \in V_N, b \in V_N, h \in V_H$$

$${}_s y_a^h + \sum_{d \in V_I} {}_{t-1} f_{da}^h = \sum_{d \in V_N} {}_t f_{ad}^h \quad (6)$$

$$\forall t \in \{s, \dots, s+T-1\}, a \in V_I, h \in V_H$$

$$\sum_{d \in V_I \cup V_J} {}_{t-1} f_{da}^h = \sum_{d \in V_J \cup V_K \cup V_L} {}_t f_{ad}^h \quad (7)$$

$$\forall t \in \{s, \dots, s+T-1\}, a \in V_J, h \in V_H$$

$${}_s z_a^h + \sum_{d \in V_I \cup V_J \cup V_K} {}_{t-1} f_{da}^h = \sum_{d \in V_K \cup V_L} {}_t f_{ad}^h \quad (8)$$

$$\forall t \in \{s, \dots, s+T-1\}, a \in V_K, h \in V_H$$

$$\sum_{h \in V_H} q^h \left\{ \sum_{d \in V_I \cup V_J} ({}_s f_{da}^h + {}_s F_{da}^h + {}_s G_{da}^h) \right\} \leq P_a \quad (9)$$

$$\forall t \in \{s, \dots, s+T-1\}, a \in V_J$$

$$\sum_{h \in V_H} q^h \left\{ \sum_{d \in V_I \cup V_J \cup V_K} ({}_s f_{da}^h + {}_s F_{da}^h + {}_s G_{da}^h) \right\} \leq P_a \quad (10)$$

$$\forall t \in \{s, \dots, s+T-1\}, a \in V_K$$

$$\sum_{d \in V_I \cup V_J \cup V_K} {}_s f_{da}^h \leq {}_{t+1} x_a^h \quad (11)$$

$$\forall t \in \{s, \dots, s+T-1\}, a \in V_L, h \in V_H$$

各制約条件の意味は次の通りである：(2)物資量の非負条件、(3)物資の逆流移動制約、(4)同レベル内での移動制限、(5)需要点での在庫禁止、(6)供給点のフロー保存則、(7)中間点1のフロー保存則、(8)中間点2のフロー保存則、(9)中間点1の容量制約、(10)中間点2の容量制約、(11)需要量制約。また、ネットワークの形状によって適宜制約を加える必要がある（例えば、ある供給点からは特定の中間点1にしか配送できない場合など）。

第二段階：輸送費用最小化問題

物資輸送にかかる輸送費用と物資のハンドリングにかかるハンドリング費用の和を目的関数とする線形計画問題として定式化される。

$$\min \sum_{\{i, f_{ab}^h\}} \sum_{t=s}^{s+T-1} \sum_{h \in V_H} \sum_{a \in V_N} \sum_{b \in V_N} c_{ab}^h {}_t f_{ab}^h \quad (12)$$

$$+ \sum_{t=s}^{s+T-1} \sum_{h \in V_H} \sum_{a \in V_N} \hat{c}_a^h \left(\sum_d {}_t f_{da}^h + \sum_b {}_t f_{ab}^h \right)$$

ただし、 c_{ab}^h ：物資 h をノード a から b へ輸送する単位費用、 \hat{c}_a^h ：物資 h をノード a でハンドリングする単位費用である。

制約条件として、ネットワーク制約（式(2)から式(5)）、フロー保存則（式(6)から式(8)）、ノードの容量制約（式(9)から式(10)）、需要点での需要量制約（式(11)）を設ける。加えて、配送量の合計が需要充足最大化問題で決定した最大割当量に一致するという条件（式(13)）を設ける。

$${}_{t+1} \bar{x}^h = \sum_{a \in V_L} \sum_{d \in V_I \cup V_J \cup V_K} {}_t f_{da}^h \quad (13)$$

$$\forall t \in \{s, \dots, s+T-1\}, h \in V_H$$

1-b) 在庫・配送計画サブシステム

4方式に共通の在庫・配送計画サブシステムについて

定式化を行う。割当・配送計画サブシステムでの結果を踏まえ、第一段階は在庫量乖離最小化問題として定式化される。第二段階は、第一段階で求めた在庫量を制約条件とする、輸送費用最小化問題として定式化される。

第一段階：在庫量乖離最小化問題

中間点2の在庫量の目標在庫量からの乖離を目的関数とする最適化問題として定式化する。

$$\min_{\{i; g_{da}^h\}} \sum_{h \in V_H} \sum_{a \in V_K} \sum_{t=s+1}^{s+T} \hat{c}^h \left[\bar{w}_a^h - \left\{ \sum_{\tau=s}^t \tau \tilde{z}_a^h + \sum_{\tau=s}^{t-1} \sum_{d \in V_i \cup V_j} \tau g_{da}^h \right\} \right]^2 \quad (14)$$

ただし、 \hat{c}^h ：在庫量不足の重みづけパラメータ、

\bar{w}_a^h ：中間点 a の物資 h の目標在庫量、 $i \tilde{z}_a^h$ ：時点 s の入力情報による中間点 a が時点 t の供給が可能な物資 h の量、 $i g_{da}^h$ ：時点 s の入力情報によるノード d から a へ時点 t に配送される物資 h の量である。

制約条件は、割当・配送計画サブシステムでの条件と同様にネットワーク制約・フロー保存則・ノードの容量制約・中間点2での在庫量制約等を設ける。

$$i g_{ab}^h \geq 0 \quad \forall t \in \{s, \dots, s+T-1\}, a \in V_N, b \in V_N, h \in V_H \quad (15)$$

$$i g_{ab}^h = 0 \quad \text{if} \begin{cases} b \in V_i & \& a \in V_j \cup V_k \cup V_l \\ b \in V_j & \& a \in V_k \cup V_l \\ b \in V_k & \& a \in V_l \end{cases} \quad (16)$$

$$\forall t \in \{s, \dots, s+T-1\}, a \in V_N, b \in V_N, h \in V_H$$

$$i g_{ab}^h = 0 \quad \text{if} \quad a, b \in V_N \quad \& \quad a \neq b \quad (17)$$

$$\forall t \in \{s, \dots, s+T-1\}, a \in V_N, b \in V_N, h \in V_H$$

$$i g_{ab}^h = 0 \quad \text{if} \quad a, b \in V_L \quad \& \quad a = b \quad (18)$$

$$\forall t \in \{s, \dots, s+T-1\}, a \in V_N, b \in V_N, h \in V_H$$

$$i \tilde{y}_a^h + \sum_{d \in V_i} \tau g_{da}^h = \sum_{d \in V_N} \tau g_{ad}^h \quad (19)$$

$$\forall t \in \{s, \dots, s+T-1\}, a \in V_i, h \in V_H$$

$$\sum_{d \in V_i \cup V_j} \tau g_{da}^h = \sum_{d \in V_j \cup V_k \cup V_l} \tau g_{ad}^h \quad (20)$$

$$\forall t \in \{s, \dots, s+T-1\}, a \in V_j, h \in V_H$$

$$i \tilde{z}_a^h + \sum_{d \in V_i \cup V_j \cup V_k} \tau g_{da}^h = \sum_{d \in V_k \cup V_l} \tau g_{ad}^h \quad (21)$$

$$\forall t \in \{s, \dots, s+T-1\}, a \in V_k, h \in V_H$$

$$\sum_{h \in V_H} q^h \left\{ \sum_{d \in V_i \cup V_j} \left(i f_{da}^h + i g_{da}^h + i F_{da}^h + i G_{da}^h \right) \right\} \leq P_a \quad (22)$$

$$\forall t \in \{s, \dots, s+T-1\}, a \in V_j$$

$$\sum_{h \in V_H} q^h \left\{ \sum_{d \in V_i \cup V_j \cup V_k} \left(i f_{da}^h + i g_{da}^h + i F_{da}^h + i G_{da}^h \right) \right\} \leq P_a \quad (23)$$

$$\forall t \in \{s, \dots, s+T-1\}, a \in V_k$$

$$\sum_{\tau=s}^t \tau \tilde{z}_a^h + \sum_{\tau=s}^{t-1} \sum_{d \in V_i \cup V_j} \tau g_{da}^h \leq \bar{w}_a^h \quad (24)$$

$$\forall t \in \{s, \dots, s+T-1\}, a \in V_k, h \in V_H$$

各制約条件の意味は次の通りである：(15)物資量の非負条件、(16)物資の逆流移動制約、(17)同レベル内での移動制限、(18)需要点での在庫禁止、(19)供給点のフロー保存則、(20)中間点1のフロー保存則、(21)中間点2のフロー保存則、(22)中間点1の容量制約、(23)中間点2の容量制約、(24)在庫量制約。またネットワークの形状によって適宜制約を加える必要がある。

第二段階：輸送費用最小化問題

物資輸送にかかる輸送費用と物資のハンドリングにかかるハンドリング費用の和を目的関数とする線形計画問題として定式化される。

$$\min_{\{i; g_{da}^h\}} \sum_{t=s}^{s+T-1} \sum_{h \in V_H} \sum_{a \in V_N} \sum_{b \in V_N} c_{ab}^h i g_{ab}^h + \sum_{t=s}^{s+T-1} \sum_{h \in V_H} \sum_{a \in V_N} \hat{c}_a^h \left(\sum_d \tau g_{da}^h + \sum_b \tau g_{ab}^h \right) \quad (25)$$

制約条件として、ネットワーク制約（式(15)から式(18)）、フロー保存則（式(19)から式(21)）、ノードの容量制約（式(22)から式(23)）、中間点2での在庫量制約（式(24)）を設ける。加えて、配送量の合計が、在庫量乖離最小化問題で決定した在庫量に一致するという条件（式(26)）を設ける。

$$i \tau \tilde{z}_a^h = \sum_{d \in V_i \cup V_j} \tau g_{da}^h \quad (26)$$

$$\forall t \in \{s, \dots, s+T-1\}, h \in V_H$$

2) 時間優先方式

時間優先方式の定式化を示す。

2-a) 割当・配送計画サブシステム

定式化の流れとして、先着順に各需要ごとに需要充足最大化問題・輸送費用最小化問題を解く。具体的な流れは以下の通りである。

第一段階

一番目の需要と全ての供給を入力情報として需要充足最大化問題 (式(1)) を解く。さらに、需要の割当を制約条件とし、輸送費用最小化問題 (式(12)) を解く。需要充足最大化問題では、需要充足・輸送費用最小化方式と同様に式(2)から式(11)を制約条件とする。加えて、前段階で求めた充足量を満たすよう需要充足制約 (式(27)) を設ける。

$$\sum_{d \in V_i \cup V_j \cup V_k} {}^s f_{da}^h \geq \sum_{d \in V_i \cup V_j \cup V_k} {}^s \bar{f}_{da}^h \quad (27)$$

$$\forall t \in \{s, \dots, s+T-1\}, a \in V_L, h \in V_H$$

輸送費用最小化問題では、式(2)から式(11)、式(13)を制約条件とする。

第二段階

二番目までの需要と全ての供給を入力情報として、第一段階で充足された需要が必ず充足されるとの制約を置いて需要充足最大化問題 (式(1)) を解く。さらに、需要の割当を制約条件とし、輸送費用最小化問題 (式(12)) を解く。

第三段階

入力された全ての需要について同様の計算を繰り返す。

2-b) 在庫・配送計画サブシステム

1-b)の在庫・配送計画サブシステムと同様に定式化される。

3) 按分方式

按分方式の定式化を示す。

3-a) 割当・配送計画サブシステム

まず需要充足最大化問題を解く。次に、需要充足最大化問題で求められた最大割当量を制約条件として、需要充足率分散最小化問題を解く。最後に、需要充足率分散最小化問題で求められた物資の割当を制約条件として輸送費用最小化問題を解く。

第一段階：需要充足最大化問題

需要充足最大化問題 (式(1)) を解く。制約条件として、ネットワーク制約 (式(2)から式(5))、フロー保存則 (式(6)から式(8))、ノードの容量制約 (式(9)から式(10))、需要点での需要量制約 (式(11)) を設ける。

第二段階：需要充足率分散最小化問題

各需要点の充足率の分散を目的関数とする線形計画問題として定式化される。目的関数の導出は付録に示す。

$$\min \sum_{\{ {}^s f_{ab}^h \}} \sum_{h \in V_H} \frac{\tilde{c}^h}{\sum_{t=s+1}^{s+T} \sum_{d \in V_L} {}^s x_d^h} \left[\sum_{a \in V_L} \frac{\left(\sum_{t=s+1}^{s+T} \sum_{d \in V_i \cup V_j \cup V_k} {}^s f_{da}^h \right)^2}{\sum_{t=s+1}^{s+T} \sum_{d \in V_i \cup V_j \cup V_k} {}^s x_d^h} \right] \quad (28)$$

ただし、 \tilde{c}^h ：物資 h の需要充足率分散の重みづけパラメータである。

制約条件として式(2)から式(11)を設け、加えて、配送量の合計が、需要充足最大化問題で決定した最大割当量に一致するという条件 (式(13)) を設ける。

第三段階：輸送費用最小化問題

輸送費用最小化問題 (式(12)) を解く。制約条件として式(2)から式(11)、式(13)を設け、第二段階で求めた各需要点の受取量を満たすという制約 (式(29)) を制約条件として加える。

$${}^{t+1} \tilde{x}_a^h = \sum_{d \in V_L} {}^s f_{da}^h \quad (29)$$

$$\forall t \in \{s, \dots, s+T-1\}, h \in V_H$$

3-b) 在庫・配送計画サブシステム

1-b)の在庫・配送計画サブシステムと同様に定式化される。

4) 多目的最適化方式

多目的最適化方式の定式化を示す。

4-a) 割当・配送計画サブシステム

需要充足最大化問題の目的関数と輸送費用最小化問題の目的関数を重みづけして足し合わせたものを目的関数とする最適化問題として定式化される。

$$\min \sum_{\{ {}^s f_{ab}^h \}} \sum_{t=s}^{s+T-1} \sum_{h \in V_H} \sum_{a \in V_N} \sum_{b \in V_N} c_{ab}^h {}^s f_{ab}^h$$

$$+ \sum_{t=s}^{s+T-1} \sum_{h \in V_H} \sum_{a \in V_N} \hat{c}_a^h \left(\sum_d {}^s f_{da}^h + \sum_b {}^s f_{ab}^h \right) \quad (30)$$

$$+ \lambda \sum_{h \in V_H} \sum_{a \in V_L} \sum_{t=s+1}^{s+T} {}^t \tilde{c}^h \left({}^t x_a^h - \sum_{d \in V_i \cup V_j \cup V_k} {}^{t-1} f_{da}^h \right)$$

ただし、 λ ：需要充足最大化の重みづけパラメータである。

制約条件として、ネットワーク制約 (式(2)から式(5))、フロー保存則 (式(6)から式(8))、ノードの容量制約 (式(9)から式(10))、需要点での需要量制約 (式(11)) を設ける。

4b) 在庫・配送計画サブシステム

1-b)の在庫・配送計画サブシステムと同様に定式化される。

4. ランダム方式

マッチングが有効に行われていない状態を表現するため、ランダム方式も定式化する。ランダム方式は、需要点が要請を、供給点・中間点が物資提供の申し出を行い、その結果、物資の供給が行われる状態を想定して定式化する。

(1) ランダム方式の流れ

マッチングシステムとして、3つのフェーズ、「需要点要請フェーズ」、「中間点1提供フェーズ」、「供給点提供フェーズ」から構成されるシステムを考える。各時点におけるシステムの流れは以下の通りである。

1) 需要点要請フェーズ

- ・ 需要点は物資の新規需要量を入力する。
- ・ 中間点2は物資の新規供給可能量を入力する。
- ・ 前時点までに策定された割当計画と配送計画を所与とした上で、上記の入力情報を用いて、物資の割当計画と市町村への配送計画を策定する。ここでは按分方式により割当計画・配送計画が策定されるとする。

2) 中間点1提供フェーズ

- ・ 中間点2の在庫目標数量が事前に与えられている。
- ・ 中間点1は無作為復元抽出により、物資提供の申し出を行う中間点2もしくは需要点のリストを作成する。（ただし、全ての需要点をリスト化するのではなく、一定の需要点をランダムに選択してリスト化の方がより現実に即していると考えられる。）
- ・ 中間点1はリストの上位から順番にコンタクトをとり、在庫情報を伝える。
- ・ 中間点2がコンタクトを受けた場合、在庫目標数量が確保できるように物資の配送を中間点1に依頼する。
- ・ 需要点がコンタクトを受けた場合、需要量を充足できるように物資の配送を中間点1に依頼する。

3) 供給点提供フェーズ

- ・ 中間点1と中間点2の在庫目標数量が事前に与えられている。
- ・ 供給点は無作為復元抽出により、物資提供の申し出を行う中間点2もしくは需要点のリストを作成する。（ただし、全ての需要点・中間点2をリスト化するのではなく、一定の需要点をランダムに選択

してリスト化の方がより現実に即していると考えられる。）

- ・ 供給点はリストの上位から順番にコンタクトをとり、在庫情報を伝える。
 - ・ 中間点1もしくは中間点2がコンタクトを受けた場合、在庫目標数量が確保できるように物資の配送を供給点に依頼する。
 - ・ 需要点がコンタクトを受けた場合、需要量を充足できるように物資の配送を供給点に依頼する。
- 4) 1) から3) で策定された配送計画に基づいて、物資が配送される。

(2) ランダム方式の定式化

「需要点要請フェーズ」、「中間点1提供フェーズ」、「供給点提供フェーズ」それぞれについて定式化を行う。

1) 需要点要請フェーズの定式化

按分方式と同様に、第一段階は需要充足最大化問題として定式化する。第二段階は、第一段階で求めた最大割当量を制約条件とする、中間点2ごとの需要充足率分散最小化問題を解く。

第一段階：需要充足最大化問題

中間点2と需要点間で需要充足最大化問題（式(1)）を解く。制約条件として、物資量の非負条件（式(2)）、需要量制約（式(11)）、中間点2のフロー保存則（式(31)）を設ける。

$$\begin{aligned} {}^s z_k^h &= {}^s f_{aa}^h + \sum_{d \in V_L} {}^s f_{da}^h \\ \forall t \in \{s, \dots, s+T-1\}, h \in V_H \end{aligned} \quad (31)$$

第二段階：需要充足率分散最小化問題

中間点2と需要点間で需要充足率分散最小化問題（式(15)）を解く。制約条件として、物資量の非負条件（式(2)）、需要量制約（式(11)）、中間点2のフロー保存則（式(31)）、加えて配送量の合計が需要充足最大化問題で決定した最大割当量に一致するという条件（式(32)）を設ける。

$${}^s \bar{x}^h = \sum_{t=s}^{s+T-1} \sum_{a \in V_L} {}^s f_{da}^h \quad \forall h \in V_H \quad (32)$$

2) 中間点1提供フェーズの定式化

第一段階として中間点1をランダムに並べ替えたリストを作成し、第二段階として中間点1毎に物資提供先（中間点2と需要点）をランダムに並べ替えたリストを作成する。第三段階として、第一段階と第二段階で作成

したリストに従って、需要充足最大化問題・在庫量乖離最小化問題として定式化する。

第三段階-1: 中間点1・需要点間の需要充足最大化問題

中間点1と需要点間で需要充足最大化問題 (式(1)) を解く。制約条件として、物資量の非負条件 (式(2))、需要量制約 (式(11))、中間点のフロー保存則 (式(31)) を設ける。

第三段階-2: 中間点1・2間の在庫乖離最小化問題

中間点1と中間点2間で在庫乖離最小化問題 (式(29)) を解く。制約条件として、式(2)、式(11)、式(31)、加えて中間点2の在庫量は目標在庫量以下であるという在庫量制約 (式(33)) を設ける。

$$\sum_{\tau=s}^t s \tilde{z}_a^h + \sum_{\tau=s}^{t-1} s f_{ja}^h \leq \bar{w}_a^h \quad (33)$$

$$\forall t \in \{s+1, \dots, s+T\}, h \in V_H$$

3) 供給点提供フェーズの定式化

第一段階として供給点をランダムに並べ替えたリストを作成し、第二段階として供給点毎に物資提供先 (中間点1・中間点2・需要点) をランダムに並べ替えたリストを作成する。第三段階として、第一段階と第二段階で作成したリストに従って、需要充足最大化問題・在庫量乖離最小化問題として定式化する。

第三段階-1: 供給点・需要点間の需要充足最大化問題

供給点と需要点間で需要充足最大化問題 (式(1)) を解く。制約条件として、物資量の非負条件 (式(2))、需要量制約 (式(11))、供給点のフロー保存則 (式(34)) を設ける。

$$i y_i^h = i f_{ia}^h + i f_{ia}^h \quad (34)$$

$$\forall t \in \{s, \dots, s+T-1\}, h \in V_H$$

第三段階-2: 供給点・中間点2間の在庫乖離最小化問題

供給点と中間点2間で在庫乖離最小化問題 (式(29)) を解く。制約条件として、物資量の非負条件 (式(2))、需要量制約 (式(11))、中間点のフロー保存則 (式(31))、供給点のフロー保存則 (式(34)) を設ける。

第三段階-3: 供給点・中間点1間の在庫乖離最小化問題

供給点と中間点1間で在庫乖離最小化問題 (式(29)) を解く。制約条件として、式(2)、式(11)、式(31)、式(34)を設ける。

5. シミュレーション

提案方式の有効性を検証するため、仮想データを用いたシミュレーションを行った。

(1) シミュレーションの設定

仮想のネットワークとして図2のようなネットワークを想定し、それぞれのリンクに各物資の単位輸送費用を設定した。ノード数は、供給点が40、中間点1が8、中間点2が5、需要点が40である。ネットワーク中には、ある特定のノードへしか輸送を行うことができないノード (例えば、特定の需要点のみに供給できる供給点や、中間点2のみに供給できる中間点1等) が存在する。また、各供給点には各物資・各時点での供給可能量が、各中間点には供給可能量、目標在庫量が設定されている。各需要点にも同様に、物資の要望量が設定されている。さらに、各物資のサイズ、中間点の容量も設定する。また、すべての入力情報には順番を便宜的につけておく (時間優先方式のため)。

以上の設定でシミュレーションを行う。シミュレーション内容は大きく以下の2つである。

- 1) 総供給量を変化させたときの、市町村の充足度 (要望量に対する授受量の割合)、輸送費用、充足度の市町村間分散の変化を検証する。
- 2) ある市町村が過大に需要を申告した場合を想定し、その市町村の過大申告量を増加させた時の充足度の変化から、過大申告のインセンティブの有無を検証する。

(2) シミュレーション結果

仮想データに提案方式・ランダム方式を適用した結果を図4から図7に示す。図4から図6はそれぞれ総供給量を変化させた場合の総充足度・総輸送費・充足度の市町村間分散の変化を表している。図7は、ある市町村が過大に需要量を申告した場合の、当該市町村の充足度 (本来の需要に対する) の増加率の変化を示している。

図4より、需要充足・輸送費用最小化方式、時間優先方式、按分方式は同じ結果を示し、他の2方式より高い充足度を示している。これは、3方式が被災者の需要を最大限充足することを制約条件としているためであり、充足度は設定した条件での最大充足と等しい。また、多目的方式の充足度が小さいのは、多目的方式では需要充足最大化と輸送費用最小化を同時に行っているが、その2つはトレードオフの関係にあるためである。

図5より充足最大・輸送費用最小化、時間優先、按分の3つの方式はほぼ同様の結果を示していることが分かる。これは3方式が需要充足最大化の後に輸送費用最小化を行っているからである。3方式間でも輸送費用が異

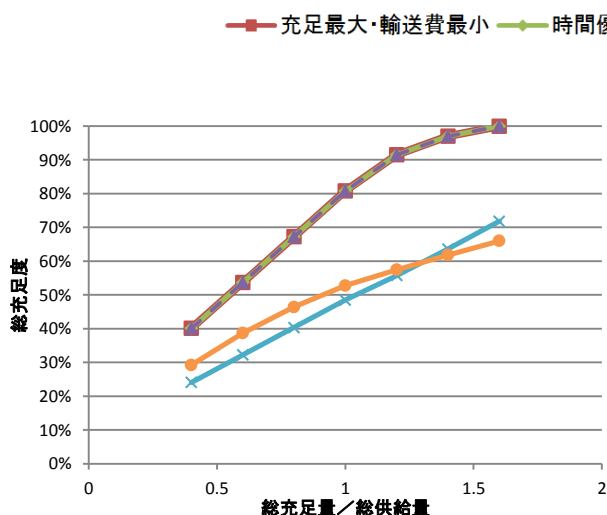


図4 総充足度の変化

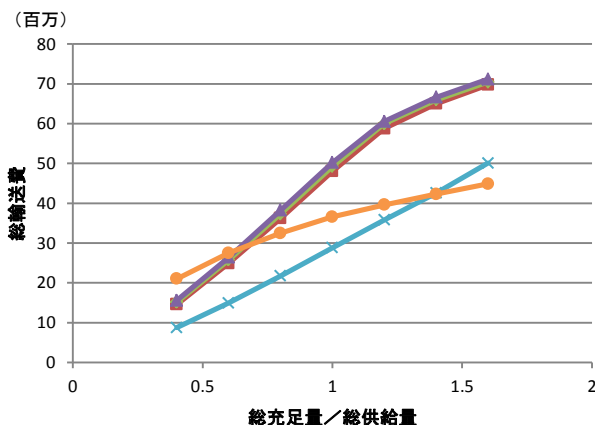


図5 総輸送費用の変化

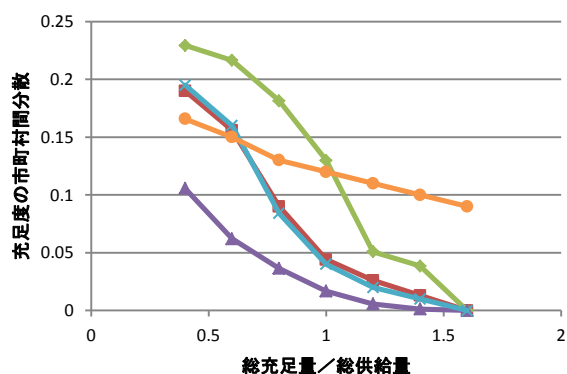


図6 市町村の充足度の分散の変化

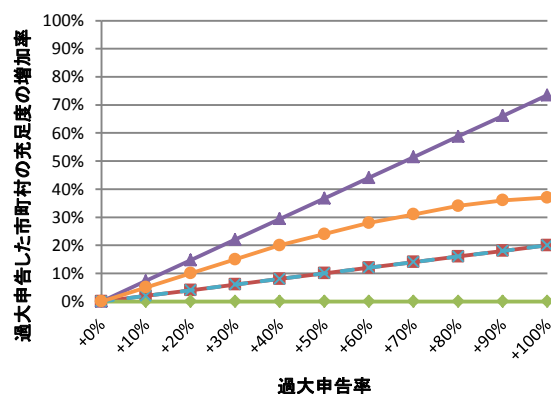


図7 過大申告時の充足度増加率の変化

なるのは、マッチングのアルゴリズムにより、物資提供者と被災市町村の割当・輸送ルートが異なるからである。3方式中では、受取量を決定した後に直ちに輸送費用を最小化する充足最大・輸送費用最小化方式が最も費用が少ない。また、3方式は他の2方式より輸送費用が高くなっていることが分かるが、これは同じ供給量でも3方式の充足度が大きいためである。図4と図5より同充足度の輸送費用を比較すると、3方式の輸送費用の方が小さいことが分かる。

図6より、総供給量の増加により充足度の市町村間分散が減少することが分かる。これは、供給量が増加することにより充足度の小さい市町村の充足度が大きくなるためである。また、提案4方式中では分散は按分方式が最も小さく、時間優先方式が最も大きい。これは、按分方式は市町村の充足度の分散の最小化を目的とするためである。一方、先着順に充足される時間優先方式では、充足度が100パーセントと0パーセントという極端な市町村が発生しやすく、分散が大きくなる傾向にある。

図7より、時間優先方式以外の4方式では、需要の申告

量の増加により、充足度を大きくすることが可能であると分かる。さらに、按分方式では最も充足度の増加が大きいことが分かる。これは、按分方式は被災市町村の要望量から物資の割当量を決定しているためである。一方で、時間優先方式では要望量ではなく要望順に基づき割当量を決定しているので、基本的には過大申告を行っても充足度は増加しない。

6. 結論

本研究では、支援物資のマッチング方式を提案し、支援物資の仮想データに適用し結果を比較することで有効性を検証した。分析結果として、以下の点を確認した。

- ・ 需要充足最大化と輸送費用最小化により、最大限被災者の需要を充足し輸送費用を抑えることができる。
- ・ 按分方式では市町村間の支援格差が小さいが、時間優先方式では市町村の格差が大きい。

- ・ 按分方式には、市町村が物資確保のため過大に物資要請を行う過大申告のインセンティブが働きやすい。

付録

需要充足率分散最小化問題における目的関数の導出を以下に示す。

$$\min_{\{f_{da}^h\}} \sum_{h \in V_u} \tilde{c}^h \left[\sum_{a \in V_L} \frac{\sum_{t=s+1}^{s+T} \sum_{d \in V_L} \tilde{x}_d^h}{\sum_{t=s+1}^{s+T} \sum_{d \in V_i \cup V_j \cup V_k} \sum_{t-1}^s f_{da}^h} - \frac{\sum_{t=s+1}^{s+T} \sum_{b \in V_L} \sum_{d \in V_i \cup V_j \cup V_k} \sum_{t-1}^s f_{db}^h}{\sum_{t=s+1}^{s+T} \sum_{b \in V_L} \tilde{x}_b^h} \right]^2$$

$$= \min_{\{f_{da}^h\}} \sum_{h \in V_u} \tilde{c}^h \left[\sum_{a \in V_L} \frac{\sum_{t=s+1}^{s+T} \sum_{d \in V_L} \tilde{x}_d^h}{\sum_{t=s+1}^{s+T} \sum_{d \in V_i \cup V_j \cup V_k} \sum_{t-1}^s f_{da}^h} - \frac{\sum_{t=s+1}^{s+T} \sum_{b \in V_L} \sum_{d \in V_i \cup V_j \cup V_k} \sum_{t-1}^s f_{db}^h}{\sum_{t=s+1}^{s+T} \sum_{b \in V_L} \tilde{x}_b^h} \right]^2$$

$$= \min_{\{f_{da}^h\}} \sum_{h \in V_u} \frac{\tilde{c}^h}{\sum_{t=s+1}^{s+T} \sum_{d \in V_L} \tilde{x}_d^h} \left[\frac{\sum_{a \in V_L} \left(\sum_{t=s+1}^{s+T} \sum_{d \in V_i \cup V_j \cup V_k} \sum_{t-1}^s f_{da}^h \right)^2}{\sum_{t=s+1}^{s+T} \sum_{a \in V_L} \sum_{d \in V_i \cup V_j \cup V_k} \sum_{t-1}^s f_{da}^h} - \frac{\left(\sum_{t=s+1}^{s+T} \sum_{b \in V_L} \tilde{x}_b^h \right)^2}{\sum_{t=s+1}^{s+T} \sum_{b \in V_L} \sum_{d \in V_i \cup V_j \cup V_k} \sum_{t-1}^s f_{db}^h} \right]$$

$$\Rightarrow \min_{\{f_{da}^h\}} \sum_{h \in V_u} \frac{\tilde{c}^h}{\sum_{t=s+1}^{s+T} \sum_{d \in V_L} \tilde{x}_d^h} \left[\frac{\sum_{a \in V_L} \left(\sum_{t=s+1}^{s+T} \sum_{d \in V_i \cup V_j \cup V_k} \sum_{t-1}^s f_{da}^h \right)^2}{\sum_{t=s+1}^{s+T} \sum_{a \in V_L} \sum_{d \in V_i \cup V_j \cup V_k} \sum_{t-1}^s f_{da}^h} \right]$$

この目的関数は実対称行列を用いて実二次形式で表現できるので、凸二次計画問題となる。2行目から3行目は、制約条件に含まれている需要最大充足条件を用いており、需要最大充足制約が存在しない場合には目的関数を上記のように変形できない。ただし、いずれにせよ凸二次計画問題に変形することは可能である。

参考文献

- 1) 福本潤也, 井上亮, 大窪和明: 東日本大震災における緊急支援物資の流動実態の定量的把握, 平成 23 年度国土政策関係研究支援事業 研究成果報告書, 2012.
- 2) Carlos F. Daganzo: Logistics Systems Analysis Fourth Edition, Springer-Verlag, Berlin Heidelberg, 2005.

(?)