

タンク繰りスケジューリングに対する二段階アルゴリズム

豊橋技術科学大学工学部情報工学科 * 山田 展靖 YAMADA Nobuyasu
02004044 豊橋技術科学大学工学部情報工学科 石井 利昌 ISHII Toshimasa
01403794 京都大学情報学研究科数理工学専攻 永持 仁 NAGAMOCHI Hiroshi
昭和電工 (株) 石油化学事業部門 久保田 誠 KUBOTA Makoto

1 はじめに

石油化学事業では、ナフサと呼ばれる化学原料から、エチレンプラントにおいて、種々の石油化学原料が生産される。原料として購入されるナフサは、産油地によりその構成成分が大きく異なり、生産される石油化学原料(留分)の収率は、主にナフサの構成成分によって決まる。したがって、生産計画の最適化のためには、いかに適切な構成成分を持つナフサをプラントに送給するかが重要となる。

一般に、購入されたナフサは、プラントに送給される前に、一時的に複数のタンクに受け入れられる。上記の通り、プラントに供給されるナフサの性状が、生産計画において重要な要因であるため、これらのタンク間で異なる種類のナフサの移し換え(移液)、混合などの操作を行うことで、適切な性状のナフサをプラントに供給できるようにすること、即ち適切なタンク繰り作業スケジューリングが要求される。

本稿では、昭和電工(株)における事例を基に、一か月分のタンク繰りスケジュールを計算するアルゴリズムを提案する。昭和電工(株)のケースでは、原料となるナフサの購入は、主にナフサ船舶からシーバース(港)を通じての購入と、石油会社からパイプラインを通じての購入の2種類となる。ここでは船舶輸送およびパイプラインを合わせてポートと呼ぶことにする。またエチレンプラントへのフィードラインを単純にプラントと呼ぶことにする。このプラントは複数存在し、それぞれのプラントへ送給することの出来るタンクは限られている。

2 タンク繰りスケジューリング問題

タンク繰りスケジューリング問題とは、ナフサタンク配管網、購入するナフサの銘柄と日付の情報、各銘柄ごとの月初のタンク内在庫量を入力として与えたとき、プラント、タンク、ポンプなどにおける制約を全て満たした実行可能な一ヶ月分のタンク繰りスケジュールを出力とする。ここで、(ナフサの)銘柄とは、異なる構成成分を持つもの同士を区別できるようにナフサに付けられた呼び名のことを指す。ポート、タンク、プラントの関係を図1に示す。

また、この問題の実行可能スケジュールとして満たすべき制約条件としては、(1)配管網の容量に関する制約、(2)配管網の運用に関する制約、(3)プラントに送給されるナフサの品質に関する制約、(4)プラントの運転条件、などが挙げられる。

特に、(2)配管網の運用に関する制約の中で、タンク内に複数の銘柄のナフサが入った場合の制約は、この問題特有のものといえる。ある銘柄のナフサがタンクに入っているとすると、このとき、その銘柄よりも比重の大きい銘柄のナフサがタンクに受入れられた場合は、受入れられた銘柄が下層、最初から入っていた銘柄が上層というように、タンク内で複数の層を形成する。この場合、タンクから取り出せるのは一番下の層のみとなる。逆に、タンク内の銘柄よりも比重の小さい銘柄のナフサが

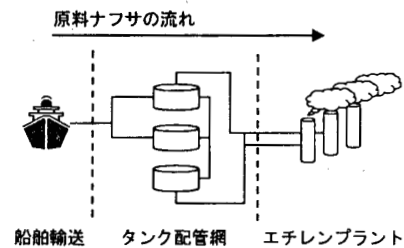


図1: 船舶輸送、タンク、プラントの関係

タンクに受入れられた場合は、2種類の銘柄はタンク内で混合して1種類の新たなナフサとなる。このナフサの成分は2種類の銘柄の構成成分の加重平均となる。

この混合に関する制約が、問題を非常に難しいものとしている。問題は離散的な構造を持ち、整数計画問題に定式化することすら困難であり、仮に定式化できたとしても、変数量が膨大な量となり、計算が不可能となることが容易に想像できる。

3 アルゴリズム

高橋らによる研究[1]では、要求される問題をグラフ問題として定式化し、最小費用流問題を解くことで解を得る手法を採っている。それは次のようになる。タンク配管網は配管、タンク、ポンプから構成されている。配管網がナフサの移動経路であることに着目して、船舶輸送受入れ・タンク・プラントを節点、配管を辺とする事で配管網をグラフ構造に置き換える。また、配管網内を流れるナフサをグラフ上のフロー、配管の送給能力を容量と見なす事で、配管網内のナフサの流れをネットワークフローとして表現する。これにより、ネットワーク上のフローに関する問題を解くアルゴリズムを適用することが可能となる。ここで、辺の容量やコストを適切に設定する事で、現実の物理的な制約(例えば、タンクから取り出せる銘柄は最下層に位置するもののみ)を実現する。しかし、高橋らのアルゴリズムは、収益を決定する要因のフィードの銘柄、量を入力として与えるため、プラント内の制約は考慮されておらず、収益の最大化のための対応も課題となっていた。(収益最大化のためにはプラント内の制約を考慮することが必要である。)

本研究で提案するアルゴリズムは、新たに提案する収益最大化を行うプラント側アルゴリズムと高橋らの提案したアルゴリズムを改良し連携させたものである。(3)ナフサの品質に関する制約と(4)プラントの運転条件に関する制約は、線形式のみで記述できる。収益を最大化する解を導く一つの方法として、線形計画法による手法が考えられる。しかし、前述の通り問題は離散的な構造を持っており、厳密に線形計画問題に定式化することは出来ない。そこで、本研究では線形計画法と最小費用流アルゴリズムの2段階の解法を提案する。

まず、緩和した問題に対して線形計画法への定式化によって収益の最大化を図り、プラントに送給されるナフサの銘柄配分(日付, 送給プラント, 銘柄, 量)を決定する。次に、最小費用流問題への定式化を行い、ここで前段の解をフィードの目標値として問題を解き、解を得る。本アルゴリズムは、線形制約式と収益最大化を解く第一段階と、それを基に非線形条件を含めて解を得る第二段階の手順により、問題を二段階に分けて考える点を特徴とする。

- 従来法: タンク配管網のみのスケジューリング
- 提案する手法: プラント運転条件, ナフサの品質制約, 収益最大化まで考慮したスケジューリング

1. 線形計画問題(LP)への定式化

第一段階として、収益が最大となるナフサの配分量をLPによって計算する。(2)配管網の運用に関する制約については線形式で記述できないため、ここでは、無視することとする。このLPを解く事で、プラントに送給されるナフサの品質に関する制約を満たし、かつ、配管網の最大送給能力を守りながら、収益を最大化するナフサ送給の銘柄配分(日時, 送給プラント, 銘柄, 量)を決定する。ただし、無視している条件があるため、ここで決定される値は、あくまで第二段階へ渡す参考値とする。

Maximize 収益(留分ごとの収率の合計)
 Subject to ネットワーク上の流量保存則
 配管網の容量に関する制約
 ナフサの構成成分に関する品質制約
 プラントの運転条件

2. 最小費用流問題への定式化

第二段階として、第一段階で得られたLP解の銘柄配分でのフィードを実現する配管網内のナフサの流れを探索する。ここでは、(4)プラントの運転条件は無視する。ただし、前段の解と一致する銘柄配分量の解を導くことができれば、この制約条件は満たされることになる。LP解の銘柄配分を実現するためにネットワークの構造に工夫を加えている。配管網のネットワークモデルを図2に示す。図中の G^d はd日目を示すネットワーク構造であり、これらを接続することで一ヶ月分のネットワークを構成する。

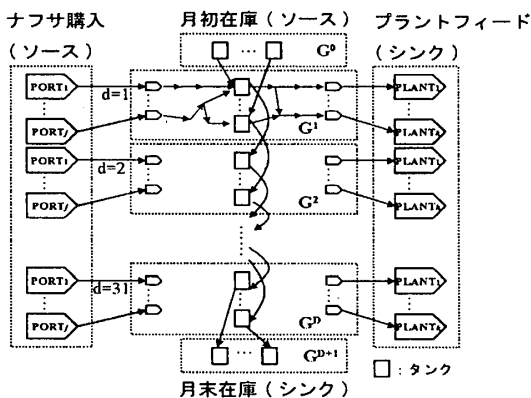


図2: ネットワークモデル

最小費用流問題を解くアルゴリズムでは、与えられた銘柄集合に対する実行可能なスケジュールを得るために以下の方法を取る。

扱う b 種の銘柄を比重の大きな順にソートする。次に最初の銘柄から順番に各 i 番目の銘柄 m_i に対し、ナフサタンク配管網のグラフ $G = (V, E)$, 各タンク h の月始めの在庫量 T_h^0 ,

月終わりの在庫量 T_h^{D+1} , d 日目の受け入れ口 k からの購入量 v_k^d , d 日目のプラントへフィード口 k への供給量 F_k^d , ペナルティコスト情報 φ_i を用いて、ネットワーク N_i を構成し銘柄 m_i の最小費用フロー f_i を計算する(図2参照)。ここで、LPを解くことで得られた銘柄配分を F_k^d に設定する。フィード口に向かう枝を2本作り、一方は容量を F_k^d , コストを0, もう一方は容量を無制限, コストに十分大きな値を設定する。これにより、 F_k^d 分だけフローをフィードに誘導する。ペナルティコスト情報 φ_i は、 m_1, m_2, \dots, m_{i-1} の銘柄に対して求めた最小費用フロー f_1, f_2, \dots, f_{i-1} によって設定されるもので、様々な制約を満たすようにフロー f_i の流れを制御するため、各枝 e の $cost(e)$ に加算される。

この一連の手続きを全銘柄について行うことを、1ラウンドと定義する。ペナルティコスト情報を随時更新しつつこのラウンドを繰り返すことで、解 $\{f_1, f_2, \dots, f_b\}$ を少しずつ最適な実行可能解に近づけていく。

アルゴリズム

```

/* M は銘柄の集合, R はラウンド数の上限値を表す.
   MakeNetwork はネットワークモデルを構築する関数,
   MinCostFlow は最小費用フローを解く関数とする.
   f_i には N_i 上の銘柄 m_i の最小費用フローが格納される. */
ステップ0: LPモデルの解(銘柄配分)を銘柄個々に  $F_k^d$  に設定する.
ステップ1: 与えられた銘柄集合 M を比重の大きい順に  $m_1, m_2, \dots, m_b$  とする.  $i := 1, r := 1$ .
ステップ2:  $m_i \in M$  に対して  $N_i := \text{MakeNetwork}(G, T_i^0, T_i^{D+1}, v_i, F_i, \varphi_i)$  を実行.
ステップ3:  $f_i := \text{MinCostFlow}(N_i)$ .
ステップ4: 全ての制約に違反が無いならステップ7へ.
ステップ5:  $f_i$  より  $\varphi_i$  を更新.  $i \neq b$  なら  $i := i+1$  としてステップ2へ.
ステップ6:  $r \neq R$  なら  $i := 1, r := r+1$  してステップ2へ.
ステップ7:  $\{f_1, \dots, f_b\}$  を経路情報に分解してスケジュール時間を割り当てる.
  
```

4 アルゴリズムの機能

実績に基づく入力データに対し、実行可能解を得ることができ、また、解を収益最大のLP解に近づける機能も効果を示すことが確認できた。

二段階目の計算で実行可能解が得られない場合に、フローをソースからシンクへ逃がすネットワーク構造を付加している。これにより、この部分を流れたフローを見ることで、問題となる制約の検出をつけることができる。

(3) ナフサの品質制約を最小費用流問題上で満たすため、ネットワーク上に制約を働かせるための枝を用意している。これにより、従来無視していたナフサの品質制約をフローアルゴリズム上で実現することができた。

5 まとめ

提案するアルゴリズムは、過去に運用してきた実績に対しては、実用上意味のある解を得ることができた。その効果として、人手に比肩する計画を高速に提示でき、原料の購入計画の急な変動に対応できる点が挙げられる。しかし、特に品質の下限制約については満たされることが多く、これに対応することが今後の課題の一つである。

参考文献

[1] 高橋健吾, 石井利昌, 永持仁, 武田真人, 最小費用流アルゴリズムを用いたタンク繰りスケジューリング構成法, 2004年度日本オペレーションズ・リサーチ学会春季研究発表会 アブストラクト集(2004).