給油施設操業スケジューリング*

阿瀬 始**・茨木 俊秀***

Scheduling of Valve Operations in Fuel Supply Facilities*

Hajime ASE** and Toshihide IBARAKI***

In the fuel supply facilities where fuels are unloaded from tankers to tanks and supplied through pipelines, reducing the number of valve operations is important to improve the efficiency of facility utilization. This is a combinatorial optimization problem that asks to minimize the number of changing the assignment patterns of tank groups to berths. We propose here an effective heuristic algorithm which exploits the special structure of the problem. Computational results indicate that this can be used as a scheduler in real-world supply facilities.

1. はじめに

本論文の対象とする給油施設とは、タンカーで運ばれてきた油をバースから揚油し、施設内のタンクに貯蔵後、パイプラインを通して供給先へ送油するための設備である。給油施設における操業スケジューリングでは、供給先からの送油要求と、送油要求に対して決められた配船計画に基づき、タンクの受入れ／払出し順序の約1週間から1ヶ月の計画を作成することが求められる。

Fig. 1はこの給油施設の構成を示したものである。タンカーで運ばれてきた油を揚油して施設内のタンクに貯蔵するためには、タンカーを複数あるうちの適当なバースに着船させ、揚油配管上のいくつかのバルブを切り換えて、揚油配管を通してバースと目的のタンク群とを接続しなければならない。あるバースとタンク群を接続するためには、そのバースとタンク群の対応関係を実現するバルブを開くだけでなく、そのバースあるいはタンク群がそれぞれすでに別のタンク群あるいはバースにつながっていた場合にはそれらの対応関係を実現していたバルブを閉じなければならない。その結果、これらのバル

ブの設定にはかなりの手間がかかるのが実情である。したがって、いったんある設定で運用を始めると、その日はできるだけ設定変更はしたくないという強い要求がある。そこで、各日のスケジュールにおいて、バースとタンク群の対応関係の変更回数を最小とすることが要請される。

本研究はこの目的を達成するタンク繰りスケジューリングシステムの開発を目指したものであり、所期のシステムを開発することができたので、以下にその内容を述べる。

2. 給油施設操業スケジューリング問題

2.1 給油施設の概要

給油施設はFig. 1に示すように、タンカーが到着して接岸できるための K 基のバース、陸揚げした油を貯蔵するための M 群のタンク群、油を供給先へ送るための L 系統のパイプラインからなる。各タンク群は一般に同じ容量の複数のタンクを有している。さらに、油をバースから陸揚げする設備や供給先へ油を送り出すためのポンプ、バースとタンク、タンクとパイプラインを結ぶ施設内配管や経路切換えのためのバルブなどを有する。各バースは揚油配管系統によりどのタンク群にも接続可能である。本論文では $K \leq M$ として議論を進めるが、 $K > M$ の場合への一般化も可能である。受け入れるべきタンクを切り換えるとき、切換え先のタンクが元のタンクと同

* 原稿受付 1997年2月3日

** NKK(株) NKK Corp.; 2-1 Suehiro-cho, Tsurumi ward, Yokohama city, Kanagawa 230-8611, JAPAN

*** 京都大学 大学院 情報学研究科 Graduate School of Informatics, Kyoto University; Yoshida Honmachi, Sakyo ward, Kyoto city, Kyoto 606-8317, JAPAN

Key Words: fuel supply facility, scheduling, graph coloring, maximal clique, heuristic algorithm.

Fig. 1 Fuel supply facility

一タンク群内であれば、その切換えは短時間でできるので作業上は支障をきたさない。それに反して、それらが異なるタンク群に属するときは、バースとタンク群を結ぶ施設内配管のいくつものバルブを切り換えることが必要となり、非常に時間がかかる。とくにこの切換えが揚油中に発生すると、タンカーの出航を遅らせることになる。

また、バースは着積可能なタンカーの積載量によって J 個のグループに分けられる。各バースの揚油速度は等しいとする。

2.2 タンクの運用方法

各タンクはいったん受入れを始めた後、途中で受入れを中断することなく、満になるまで油を受け入れ続ける。ただし、満になる前に揚油が終了した場合は、まだ満になっていないが受入れ終了（中断）になる。満になって定められた静置時間（24時間）以上経過すると払出しが可能となる。払出しは空になるまで行い、その後再び定められた静置時間（3時間）以上経過すると受入れ可能となる。各タンクにおける受入れあるいは払出しの作業がそれぞれ満あるいは空になる前に中断した場合は、そのタンクの次の作業は中断した作業の継続となり、再開時の静置は必要でない。

2.3 操業スケジューリング

給油施設における操業スケジューリング¹⁾とは、供給先からの送油要求と、送油要求に対してあらかじめ決められた配船計画を入力として、タンクの受入れ／払出し順序の1週間～1ヶ月間の計画を作成することである。

3. 問題の分析と定式化

1日単位で見ると、配船計画によってその日に到着するタンカー（複数隻）の名称と到着時刻が決まっているので、その日の各揚油の揚油時間帯と揚油量が決まる。また、供給先からの送油要求により送油時間帯と送油量が

決まっている。すなわち、これらは操業スケジューリング問題に対してはあらかじめ与えられた条件になる。タンカーのバースへの割当ては決まっておらず、スケジューリングで決定する因子である。なお、これ以後は揚油とタンカーを同一視して扱い、とくに言及する必要がある場合にのみタンカーと明記することにする。送油に際してのタンク群選択にはとくに考慮する点はないので、先入れ先出しの原則に従い、受け入れた順に払い出すタンクを選択するものとする。しかし、受入れについては、受け入れるべきタンクを受入れ可能なタンクの中から自由に選ぶことができる。各タンクは送油によって空になった後は3時間の静置で受入れ可能になるので、その日の途中から受入れ可能となるタンクがあり得る。一方、受入れによって満になった後の払出しまでの静置時間は24時間であるから、その日に払出しを行うタンクは前日までに受入れを終了しているタンクである。したがって、前日までのスケジューリング結果が既知であるとする、その日のスケジュールに必要なデータはすべて決まってしまう。したがって、1週間から1ヶ月間のスケジュールを1日単位で前から順番に作成していくことにすれば、最適性の保証はできないが、実用上有効な結果を得ることができると期待される。なお、スケジューリングの目的は1日ごとの揚油時間帯の中でのバースとタンク群対応の変更回数を最小にすることであって、2日以上にまたがるものではない。

1日あたりのスケジューリングのアルゴリズムを記述するため、以下の記号を導入する。

記号

スケジューリングに際して与えられるもの

N : 揚油の数

M : タンク群の数

J : 揚油のグループ数

Y_n : 揚油 n の揚油量

t_n : 揚油 n の開始時刻, 一般性を失うことなく,

$t_1 \leq t_2 \leq \dots \leq t_N$ を仮定する.

$W_m(t)$: スケジューリング開始時の時刻 t でのタンク群 m の受入れ可能量

変数

I_n : 揚油 n に割り当てられたタンク群の個数

$m(n, i)$: 揚油 n に割り当てられたタンク群の中で時間順に i 番目のタンク群, $i=1, \dots, I_n$

$d(n, m)$: 揚油 n のうちタンク群 m に割り当てた量
 $n=1, \dots, N, m=1, \dots, M$

スケジューリング開始時のタンク群 m の受入れ可能量 $W_m(t)$ は, 送油終了後の静置制約をクリアして当日あらたに受入れ可能となるタンクの存在を無視すれば, タンク群 m に属する各タンクの前日の最終在庫量から決まり, 時間的に一定である. 実際には, 当日あらたに受入れ可能となるタンクが存在する場合があります, その場合にはある時刻で受入れ可能となったタンクの容量が付加されるので, $W_m(t)$ は単調非減少な階段関数である.

これらの準備のもとに, 本スケジューリング問題を定式化する.

【1日あたりのスケジューリング問題】

(1) パース割当て

各揚油に, そのタンカーが着栈可能なパースを一つずつ割り当てる. 揚油中にパースを替えることはしないので, 割り当てられるパースは一つずつである.

(2) タンク群割当て

各揚油はどれかのタンク群に割り当てて完全に終了させなければならない. すなわち,

$$\sum_{i=1}^{I_n} d(n, m(n, i)) = Y_n, \quad n=1, \dots, N \quad (1)$$

ただし, タンク群への受入れには限界があるから,

$$\sum_{i=1}^n d(i, m) \leq W_m(t_n), \quad n=1, \dots, N, m=1, \dots, M \quad (2)$$

(3) 目的関数

目的はパースとタンク群対応の変更回数を最小にすることである. パースとタンク群の対応が時間的な意味で前の対応と変わる可能性には二つの場合がある. ある揚油 n にパースは $k(n)$ を割り当て, タンク群は $m(n, 1), \dots, m(n, I_n)$ を割り当てたとすると, パース $k(n)$ と最初のタンク群 $m(n, 1)$ の対応が前の対応と異なる場合が第一の場合であり, 揚油 n の途中でタンク群を $m(n, 1)$ から $m(n, 2), \dots, m(n, I_n)$ に切り換えていく場合が第二の場合である. パースとタンク群対応の変更が発生すると, 運転員が現場に出てパースとタンク群を結ぶ配管系を新

しい対応を実現するよういくつかのバルブを切り換える操作が必要となり手間がかかる. 第二の場合はこれが揚油中に発生するから, 配管系の操作の手間だけでなくタンカーの出航を遅らせることになる. また, 揚油中にタンク群を切り換えるとき, その時点で切換え先のタンク群が別のパースから揚油中のときはそれが終了するまで待たなければならない, ますますタンカーの出航を遅らせることになる. 一方, 第一の場合は揚油 n を開始する前のほかの揚油の影響を考慮した適当な時点で配管系の操作をすればよい. したがって, パースとタンク群対応の変更が発生する場合でも, 第一の場合が望ましく第二の場合は極力避けたいのである. このような評価を実情に合う形で目的関数として表現するのは容易ではないが, 第一の場合で発生するパースとタンク群対応の変更回数を $f(n)$ とすると, 第二の場合で発生するパースとタンク群対応の変更回数は $I_n - 1$ であるから, たとえば, つぎのような表現が考えられる.

$$\text{目的関数} = \sum_{n=1}^N \{\alpha_1 f(n) + \alpha_2 (I_n - 1)\} \quad (3)$$

ここに, α_1 と α_2 はそれぞれ第一の場合と第二の場合に対応する重みである.

4. 解法

4.1 基礎となる考え方

3. で定式化した組合せ最適化問題は, 整数群の分割問題である PARTITION を特別な場合として含んでいるので, 明らかに NP 困難であり²⁾, 常に厳密解を効率良く求める解法は期待できない. したがって, ここでは実用性のある近似解法を考える. そのために, 本問題のいくつかの性質を考察する.

毎日, 揚油には揚油量の大きな揚油から小さい量の揚油まであり, 受入れ側のタンク群にも受入れ可能量の大きなものから小さいものがある. もし, 揚油量の小さな揚油から順にタンク群に割り当てていくとすると, 割当てが進んでいくにしたがって各タンク群の受入れ可能量は小さくなっていくから, 揚油量の大きな揚油に割当てるときに, 各タンク群の受入れ可能量の中にこの揚油量以上のものが残っていない恐れがある. 揚油量がタンク群の受入れ可能量を上回っている場合は, 揚油途中でタンク群切換えが必要となるので, これは極力避けたい事態である.

つぎの二つのアイデアは, このような状況を避けることをねらいとしたものである.

- 1) 揚油量の大きな揚油から順に割り当てる.
- 2) 揚油をタンク群に割り当てるときは, 割り当てた結果のタンク群受入れ可能量が最小になるタンク群を

選ぶ。

スケジューリングの初期、すなわちタンク群を割り当てる初期の段階では受入れ可能量の大きなタンク群が存在するはずであるし、後半の段階で各タンク群の受入れ可能量が小さくなってきた状況でも、受け入れるべき揚油量が小さければ、タンク群切換えなしで受入れできる可能性が高いであろうというのがアイディア1)の根拠である。また、割当てによって各タンク群の受入れ可能量を均等になるように減らしていくと、スケジューリングのどこかの段階で受入れ可能量が揚油量を上回るタンク群が残らなくなる危険性が高い。それに反し、受入れ可能量の大きなタンク群をできるだけ残すようにすればこの危険性が小さくなるというのがアイディア2)の根拠である。本論文のアルゴリズムはこの二つのアイディアを基にしており、欲張り法の一つである。

4.2 アルゴリズムで用いる定義・操作

アルゴリズムの中で用いる概念を以下に定義する。

【定義1】 タンク群の空容量

タンク群 m の時刻 t における空容量 $U_m(t)$ とは、タンク群 m に属する受入れ可能なタンクの時刻 t での（容量－在庫量）の和である。

【定義2】 タンク群の受入れ可能量

タンク群 m の時刻 t における受入れ可能量 $V_m(t)$ とは、その日の時刻 t 以後のすべての時刻におけるタンク群 m の空容量 U_m の最小値である。すなわち、

$$V_m(t) = \min_{t \leq \tau} U_m(\tau)$$

である。したがって、 $V_m(t)$ は t に関して単調非減少関数である。

スケジューリング作成においては、 $W_m(t)$ 、 $U_m(t)$ および $V_m(t)$ の情報は揚油を開始する離散時刻 t_n においてのみ必要となるので、それらの時点における値のみを保持すればよい。その理由は、このアルゴリズムが作るスケジューリングでは、揚油中のタンク群切換えを（基本的には）許さないで、揚油 n がタンク群 m に受入れ可能かどうかは時刻 t_n におけるタンク群 m の受入れ可能量だけから決定できるからである。（タンク群 m が揚油 n を受け入れ始めた後、 $t_{i-1} < t \leq t_i$ を満たす時刻 t で終了したとしても、スケジューリングに必要となるのは時刻 t_i における情報である。）

$U_m(t_n)$ と $V_m(t_n)$ は、スケジューリングの開始時は等しいが（その値が $W_m(t_n)$ である）、スケジューリングの進行とともに部分的にスケジューリングされた結果に合わせて更新されるので、一般には両者は等しくなく、 $W_m(t_n) \geq V_m(t_n)$ の関係にある。

【定義3】 揚油時間のオーバーラップ

配船計画から揚油 $n=1, \dots, N$ の開始時刻 t_n と揚油量 Y_n は決定している。各バースにおける揚油速度は等しいので、揚油の途中でタンク群切換えをしなければ揚油 n の終了時刻 s_n がわかる。揚油 n の時間区間 $[t_n, s_n]$ がほかの揚油 l の時間区間 $[t_l, s_l]$ と共通部分をもつとき、揚油 n と l は時間がオーバーラップしているという。

【定義4】 揚油 n がスケジューリングのある段階でバース k に割当て可能であるとは、揚油 n のタンカーがバース k に着桟可能で、かつ揚油 n と時間がオーバーラップしているどの揚油もバース k に割当て済みでないことをいう。

【定義5】 揚油のグループ分け

着桟可能なタンカーの大きさによりバースがグループ化されることに対応して、揚油を揚油量の大きい方から $H_1, H_2, \dots, H_J$ とグループ化する。 J はバースのグループ数であったが、揚油のこのグループ分けにより、揚油のグループ数でもある。揚油グループ H_j がたとえば揚油量 1000KL 以上 2000KL 未満に対応するとすると、揚油 $i \in H_j$ に対応するタンカーは 1000KL 以上のタンカーが着桟できるバースにしか着桟できない。バースグループがバースの大きいもの順に番号を付けられているとすると、揚油 $i \in H_j$ は j 以下の番号のバースグループに属するバースに着桟可能である。 N_j を H_j に属する揚油の個数とすると、 $H_j = \{n_{j1}, n_{j2}, \dots, n_{jN_j}\}$ と書ける。

【定義6】 グラフ G_j

グラフ $G_j = (V_j, E_j)$ はグループ $H_1, H_2, \dots, H_j$ のオーバーラップ関係を表すもので、節点集合 $V_j = \{n_{pq} | p = 1, 2, \dots, j; q = 1, 2, \dots, N_p\} = H_1 \cup H_2 \cup \dots \cup H_j$ をもち、 V_j の揚油 n_{pq} と $n_{p'q'}$ がオーバーラップするとき、枝 $(n_{pq}, n_{p'q'}) \in E_j$ をもつ。ただし、揚油 n_{pq} と $n_{p'q'}$ がともにバースを割当て済みのときは枝を結ばない。

【定義7】 r -クリーク

グラフ G_j において、その中の任意の2節点が枝で接続されているような r 個の節点からなるクリーク³⁾を r -クリークという。

タンク群の空容量 $U_m(t_n)$ と受入れ可能量 $V_m(t_n)$ 、および割当て可能バース集合については、アルゴリズムの中でスケジューリングの進行とともに更新されていく。この更新操作を以下に述べる。

【操作1】 空容量・受入れ可能量の更新

揚油 n へのタンク群割当ての結果、タンク群 m が時刻 t_n で量 v を受け入れることになったとする。このとき、タンク群 m の空容量をつぎのようにして更新する。更新前のタンク群空容量を $U_m(t_i)$ 、更新後のタンク群空容量を $U'_m(t_i)$ とすると、

$$U'_m(t_i) = \begin{cases} U_m(t_i) & ; 1 \leq i \leq n-1 \\ U_m(t_i) - v & ; n \leq i \leq N \end{cases}$$

である。その結果、タンク群 m の受入れ可能量はつぎのように更新される。更新前のタンク群受入れ可能量を $V_m(t_i)$ 、更新後のタンク群受入れ可能量を $V'_m(t_i)$ とすると

$$V'_m(t_i) = \begin{cases} V_m(t_i) - v & ; n \leq i \leq N \\ \min\{V_m(t_i), V'_m(t_n)\} & ; 1 \leq i \leq n-1 \end{cases}$$

である。

【操作2】 割当て可能バース集合の更新

スケジューリングのある段階で、揚油 n がバース k に割り当てられたとする。このとき、バースの割当てがまだ済んでいない揚油 i について、割当て可能バース集合をつぎのようにして更新する。更新前および更新後の揚油 i の割当て可能バース集合をそれぞれ Ω_i 、 Ω'_i とすると、

$$\Omega'_i = \begin{cases} \Omega_i - k & ; \text{揚油 } i \text{ と } n \text{ の時間がオーバーラップ} \\ \Omega_i & ; \text{そうでない} \end{cases}$$

なお、 Ω_i の初期値は $i \in H_j$ のとき、グループ H_j の揚油（正確にはそのタンカー）が着桟できるすべてのバースの集合 Ψ_j に設定しておく。

4.3 アルゴリズム

本論文のアルゴリズムはつぎのようにまとめられる。アルゴリズム中に現れるバース・タンク群割当てルールとタンク群割当ての修正については、後で説明する。また、アルゴリズム中にすべての極大クリークを抽出する部分があり、 N が大きくなりグラフが密であれば極大クリークの数はい指数関数的に増大するから（極大クリークをすべて列挙するアルゴリズムについては、たとえば参考文献4,5)), 本アルゴリズムは実用性を失う。しかしながら、本対象においてグラフが密になるということは、すべてのバースにタンカーが着船し、さらに後から到着したタンカーがいくつかのバースで前のタンカーの処理を待つという込み合った状況に相当するので、そのような運用はなされないはずであり、したがって、実際に生じる具体例ではそのような事態には至らないと考えている。

step 1 初期設定

- 1) 各タンク群の空容量と受入れ可能量の初期値 $W_m(t_n)$ を求める。
- 2) 揚油 $n=1, \dots, N$ を揚油量の大きい順にグループ $H_1, H_2, \dots, H_J$ に分ける。
- 3) 揚油 $n=1, \dots, N$ の割当て可能バース集合 Ω_n を求める。
- 4) $j:=1$ とする。

step 2 グラフ G_j の作成と極大クリークの抽出

グラフ G_j を作成し、 G_j の極大クリーク $C_1, \dots, C_s$ をすべて求める。グラフ G_j に節点が存在しなければ step6 に行く。

step 3 クリークの選択

クリーク $C_1, \dots, C_s$ の中から、

- ① $\min_{n \in C_s} |\Omega_n| - r(C_s)$ が最小のクリーク C_s を選ぶ。ここに、 $r(C_s)$ はクリーク C_s の節点数である。
- ② 条件①を満たすクリークが複数あるときは、 $\min_{n \in C_s} |\Omega_n|$ が最小のクリーク C_s を選ぶ。
- ③ 条件②を満たすクリークが複数あるとき $\sum_{n \in C_s} |\Omega_n|$ が最小のクリーク C_s を選ぶ。これが複数あるときは、どれか一つを自由に選ぶ。ただし、条件①、②、③、における評価対象となる揚油 n は、バースを割当て済みでない揚油とする。

step 4 揚油の選択

選ばれたクリーク C_s の中のバースを割当て済みでない揚油の中から、 $|\Omega_n|$ の最小の揚油 n を選ぶ。 $|\Omega_n|=0$ は、割り当てることのできるバースがないということであり、これは元の問題が実行可能でないことを意味するから、 $|\Omega_n|>0$ のはずである。

step 5 バースとタンク群割当て

選ばれた揚油 n に、4.3.1 に記述するバース・タンク群割当てルールに従いバースとタンク群を割り当てる。そして、タンク群空容量、受入れ可能量、割当て可能バース集合を更新する。このクリークの中にバースを割当て済みでない揚油が残っていれば step4 に戻る。残っていなければ step2 に戻る。

step 6 $j:=j+1$ とする。 $j>J$ なら step7 へ行く。 $j \leq J$ なら step2 へ戻る。

step 7 タンク群の空容量の中に負の値がなければ終了する。そうでないときは、4.3.2 に記述するタンク群割当ての修正の手順を実行した後、終了する。

4.3.1 揚油 n のバース・タンク群割当てルール

アルゴリズムの step5 で用いたバースとタンク群割当てルールを以下に示す。

【ルール1】

揚油 n を受入れ可能なタンク群との結合がすでに済んでいるバース $\in \Omega_n$ があれば、そのバースを割り当てる。

【ルール2】

ルール1に適合するバースが複数あるときは、割り当

てた結果のタンク群受入れ可能量 (≥ 0) が最小になるバースを選ぶ。

【ルール3】

ルール1に適合するバースが存在しないとき、すなわち、タンク群との結合が済んでいないバース $\in \Omega_n$ に割り当てるときは、バース $\in \Omega_n$ は自由に選び、割り当てた結果のタンク群受入れ可能量 (≥ 0) が最小になるタンク群と結合する。

【ルール4】

ルール3でタンク群受入れ可能量が負になる場合は、負の量が最小になる場合を選択する。

4.3.2 タンク群割当ての修正

アルゴリズムの step7 に進んだ段階では、すべての揚油にバースとタンク群が一つずつ割り当てられている。このときのタンク群の空容量 $U_m(t_n)$, $m=1, \dots, M$, $n=1, \dots, N$ の中に負の値が存在しなければ、この割当てがバースとタンク群対応の変更回数0の最適解である。負の値が存在する場合、たとえば、タンク群 m において、時刻 $t_1, \dots, t_N$ に対し $U_m(t_n)$ が最初に負になったとすると、これは揚油 n をタンク群 m に受け入れたときそこでオーバーフローが発生することを示しているので、この割当ては実行可能解ではない。したがって、このような場合には、タンク群の割当てを修正する必要がある。この修正は時間軸に沿って以下の手順で行う。

step 1 初期設定

$n := 1$

step 2 タンク群空容量 $U_m(t_n)$, $m=1, \dots, M$ の中に負の値があれば step3 に、なければ step5 に行く。

step 3 タンク群空容量が負のタンク群を m 、すなわち、 $U_m(t_n) < 0$ とする。揚油 n に割当て可能なタンク群は、揚油 n とオーバーラップしている揚油に割り当てられたタンク群を除いたタンク群である。 m を除く割当て可能なタンク群の中から、揚油量 Y_n を引いても $U_l(t_n) < 0$ とならないタンク群 l を選ぶ。このタンク群が存在しない場合は step4 に行く。存在する場合は、揚油 n に対するタンク群割当てをタンク群 m から l に修正するとともに、タンク群空容量も修正し step5 に行く。もし、タンク群 l の候補が複数あるときは、つぎのルールに従って一つ選ぶ。

- ① 修正後のタンク群空容量 t_n より先の時刻で負にならないタンク群のうち、先の時刻でのタンク群空容量の最小値が一番小さいタンク群を選ぶ。
- ② ルール①に適合するタンク群が存在しない場合は、修正後のタンク群空容量が負

になる時刻が最も遅いタンク群を選ぶ。

step 4 m を除く割当て可能なタンク群の中から、タンク群 m のオーバーフロー量 $-U_m(t_n)$ を引いても $U_l(t_n) < 0$ とならないタンク群 l を選ぶ。このタンク群が存在しない場合は実行不能として終了する。二つ以上存在するときは、step3 と同じルールに従い一つ選ぶ。この結果、揚油 n に最初にタンク群 m が受け入れ、つぎにタンク群 l が受け入れるというように、タンク群割当てとタンク群空容量を修正し step5 に行く。

step 5 $n := n + 1$ とし、 $n > N$ なら終了。 $n \leq N$ なら step2 に戻る。

バースとタンク群対応を変更する場合は、タンカーの出航をできるだけ遅らせないという観点から、変更に伴う施設内配管のバルブ操作を切換えが必要となった揚油の開始前に行うことが望ましい。step3 はこの切換えに対応し、どうしても揚油中に切り換えるしかほかに方法がなければ揚油中の切換えを1回だけ認めるというのが step4 である。

5. 実証結果と評価

給油施設の具体例として、四つのバース、四つのタンク群を有する実在の設備を考察する。なお、スケジューリングに直接には影響しないが、送油パイプラインは2系統ある。各バースに着栈可能なタンカーは Table 1 のとおりであり、これに対応して揚油量は 8000KL, 3000-4000KL, 2000KL の3ランクに分けられる。各タンク群に属するタンクの大きさと個数は Table 2 のとおりである。すなわち、この設備では、 $K=4$, $M=4$ である。

この給油施設を通して本アルゴリズムの働きとその結果を説明する。まず、配船計画からある日の揚油スケジュールが Fig. 2 のように与えられたとする。これより、揚油数 $N=9$ 、揚油グループ数 $J=3$ であり、

$$H_1 = \{6\}, H_2 = \{2, 3, 4, 7, 8\}, H_3 = \{1, 5, 9\}$$

Table 1 Grouping of tankers by berths

Tanker [KL]	2000	3000 - 4000	8000
Berth			
1	○	×	×
2	○	○	×
3	○	○	○
4	○	○	○

Fig. 2 Fuel unloading schedule

Table 2 Capacities of tank groups

tank group	capacity of tank	number of tank	capacity of tank group
1	3000 [KL]	3	9000 [KL]
2	9000 [KL]	2	18000 [KL]
3	3000 [KL]	3	9000 [KL]
4	9000 [KL]	2	18000 [KL]

である。さらに、オーバーラップしている揚油集合は、

$$\{2,3,4\}, \{6,7,8\}, \{6,8,9\}$$

である。また、前日のタンク在庫量と状態遷移から、その日の最初の揚油開始時点での各タンク群の受入れ可能量 $W_m(t_1)$ が

$$0\text{KL}, 9000\text{KL}, 3000\text{KL}, 9000\text{KL}$$

であったとする。これに前日および当日の送油スケジュールから、その日の途中で新たに受入れ可能となるタンクが、

揚油②と③の間で、タンク群 1 の 1 基

揚油⑤と⑥の間で、タンク群 2 の 1 基

揚油⑤と⑥の間で、タンク群 3 の 1 基

発生するとすれば、タンク群の受入れ可能量の初期値 $W_m(t_n)$ が Table 3 のように得られる。これらの前提条件のもとでアルゴリズムを適用すると、グラフ G_j として Fig. 3 に示す $G_1, G_2, G_3, G_4, G_5, G_6$ がこの順で作られ、各グラフ G_j の中には Fig. 3 に示すクリークが

存在する。Fig. 3 はこれらのクリークが処理される順番も示しており、最終的に Table 4 に示すタンク群切換えを必要としない最適解が得られる。

つぎに本アルゴリズムの性能を調べるため、同じ問題をほかの方法によって解くことを試みた結果を Table 5 に示す。クリークを利用して必ずしも揚油順ではない順序で割当てを行っていく本アルゴリズムに対比するものとして、揚油順に割当てを行うという考え方があり、これはわかりやすかつ自然なアイデアではある。Table 5 の方法 1-3 はこのアイデアに基づいている。

Table 5 の方法 1 は、各揚油にタンク群を割り当てるとき、受入れ可能量が最大のタンク群を選ぶ方法である。この方法で揚油 1-3 にバースとタンク群を Table 5 のように割り当てたとすると、揚油 2 と 3 と 4 がオーバーラップしていることから、揚油 4 に割り当てべきバースは 4 に決まる。揚油 4 の揚油量は 4000KL であることから、この時点で受入れ可能量が 4000KL を上回っているタンク群 2 と 4 の中から揚油 4 に割り当てべきタンク群を選ばなければならない。ところが、タンク群 2 も 4 もこの時点ですでにバース 4 以外のバースと対応関係がついているため、どちらを選んでも切換えが発生し、この結果は最適ではない。

Table 5 の方法 2 は、まず本論文のアルゴリズムと同様に揚油のグループ分けを行い、揚油 $n \in H_j$ にタンク群を割り当てるとき、その時点で受入れ可能なタンク群の中から受入れ可能量が j 番目の大きさのタンク群を選ぶ方法である。その時点で受入れ可能量が等しいタンク群が複数個ある場合は後の時刻で受入れ可能量の増える量に応じて順位をつける。この方法では、揚油 1~6 まで切換えのない割当てができる。揚油 7 に対しては、揚油量 4000KL をその時点で上回るタンク群 2 と 3 が割当て

Table 3 Initial receivable volumes to tank groups $W_n(t_n)$ [KL]

fuel unloading	1	2	3	4	5	6	7	8	9
t_n [min]	360	440	480	520	680	880	920	1000	1080
tank group 1	0	0	3000	3000	3000	3000	3000	3000	3000
tank group 2	9000	9000	9000	9000	9000	18000	18000	18000	18000
tank group 3	3000	3000	3000	3000	3000	6000	6000	6000	6000
tank group 4	9000	9000	9000	9000	9000	9000	9000	9000	9000

Fig. 3 Graph G_j 's appeared in an example problem

可能である。このうち、タンク群 3 を割り当てると対応するバースが 1 に決まるが、揚油 7 のタンカーはバース 1 には着積できないのでこの割り当ては実行可能ではない。タンク群 2 を割り当てると揚油 7 に対する割り当てが揚油 6 と同じになり、これは揚油 6 と 7 と 8 がオーバーラップしていることから実行可能ではない。

Table 5 の方法 3 は、基本的には方法 2 と同じである

Table 4 Optimal solution

fuel unloading No.	1	2	3	4	5	6	7	8	9
berth No.	4	4	2	3	4	4	3	2	1
tank group No.	2	2	3	4	2	2	4	3	1

Table 5 Results by other methods

fuel unloading No.		1	2	3	4	5	6	7	8	9
method 1	berth No.	1	3	2	-	-	-	-	-	-
	tank group No.	2	4	3	-	-	-	-	-	-
method 2	berth No.	1	3	2	4	3	4	-	-	-
	tank group No.	3	4	1	2	4	2	-	-	-
method 3	berth No.	1	3	2	4	4	3	-	-	-
	tank group No.	3	4	1	2	2	4	-	-	-

が、方法 2 における揚油 5 の割当てを修正したものである。この修正により、揚油 7 に対しても実行可能かつ切換えのない割当てができる。揚油 6 と 7 と 8 がオーバーラップしていることから、このとき揚油 8 に割り当てべきバースは 2 に決まる。そうすると切換えをしないためにはタンク群 1 を割り当てなければならないが、この時点でタンク群 1 の受入れ可能量は 0 KL であるから、必然的に切換えが発生する。すなわち、この結果は最適ではない。

方法 1-3 において、揚油の中には割り当てべきバースに複数の可能性がある場合がある。したがって、実行不能になったり切換えが発生する割当てになった場合は、別のバースを割り当てることのできる揚油に戻り、バースを修正してその揚油以後の揚油に対する再割当てを行うという方法は考えられる。ただし、このような方法は計算効率という点からはうまい方法とはいえない。

以上、本アルゴリズム以外の方法として方法 1-3 を考察し、本論文の例の問題に対しては最適解を得ることが

難しいことを示した。

スケジューリングのある段階で切換えなしのパス・タンク群割当てができなくなるのは、主につぎの二つの場合である。

(場合1) 受入れ可能量の大きなタンク群が残っていない場合。

(場合2) 受入れ可能量の大きなタンク群が少し残っているが、すでに割り当てられたパスとタンク群の対応関係からそのようなタンク群に割り当てることができない場合。

揚油量の大きな揚油をスケジューリングの後半に割り当てるときには場合1に該当する可能性が高いし、時間がオーバーラップしている揚油の組を割り当てるときには場合2に該当する可能性が高い。実際、方法2と3では揚油の組(6,7,8)のときに、場合2にひっかかっており、方法1ではさらに早い段階の揚油の組(2,3,4)のときに場合2にひっかかっている。他方、本アルゴリズムには三つの大きな特徴

(特徴1) 揚油量の大きい揚油順に割り当てる

(特徴2) 割当て後の受入れ可能量の大きいタンク群に割り当てる

(特徴3) 極大クリークの利用

があり、場合1や場合2が起きるのを回避していると考えられる。すなわち、特徴1によりスケジューリングの後半で割り当てる揚油は揚油量が小さいので、場合1が起きたとしても割当てができる。また、特徴2により場合1が発生する危険性を緩和している。そして、特徴3によりパス選択の自由度の小さい揚油を先に割り当てているので、場合2が起こりにくい。

なお、この設備の操業スケジューリングを作成する現在のシステムでは、揚油順に実行可能解を探索する前述の方法1-3に類似のアルゴリズムが稼働中である。そのシステムで作成したある1週間のスケジュール(1日あたり4-5揚油、1週間で32揚油)の中に、タンク群切換えを必要とする日が2日あった。このデータに対し、1週間のスケジュールを本アルゴリズムを用いて作成したところ、すべての日においてタンク群の切換えを必要としない最適解が得られた。

このことから、本アルゴリズムを実操業に適用すれば、通常の状況ではタンク群の切換えを必要としない最適解が得られると期待できる。もちろん、本アルゴリズムによっても、切換えが発生する可能性があるが、そのときにはそれまで作成したスケジュールを部分修正して操業上望ましいスケジュールを与える工夫をしている。それが4.3.2のタンク群割当ての修正である。このようなタンク群の割当て修正が必要となるのは、おおざっぱに言

えば、タンク群受入れ可能量の総和と揚油量の総和の差が小さいときであるが、実設備では原則としてそのような余裕のない操業はしないので、この4.3.2の修正機能を必要とする場合はまれではないかと考えられる。

6. おわりに

給油施設の操業スケジューリング問題はNP困難な組合せ最適化問題であり、制約の厳しい場合も含め、常に厳密解を効率良く求めることは期待できないが、問題の特徴を利用することにより、良い解(多くの場合最適解)の得られるヒューリスティックアルゴリズムを開発した。本アルゴリズムは、パスやタンク群の設備数に一般性をもたせているので、現状の設備での運用スケジューリングだけでなく、将来の設備拡張などの検討にも利用可能である。

おわりになりましたが、本論文の審査の過程で、査読者の方から詳細かつ貴重な御意見を頂き、記述の向上に役立てることができた。ここに記して謝意を示します。

参考文献

- 1) 湊, 掛谷, 根津: 給油施設の能力評価と操業スケジューリング; NKK 技報, No. 153, pp. 106-113 (1991)
- 2) M. R. Garey and D. S. Johnson: *Computers and Intractability: A Guide to the Theory of NP-Completeness*, W. H. Freeman (1979)
- 3) F. Harary: *Graph Theory*, Addison-Wesley (1969)
- 4) S. Tsukiyama, M. Ide, H. Aiyoshi and I. Shirakawa: A new algorithm for generating all maximal independent sets; *SIAM J. Computing*, Vol. 6, pp. 505-517 (1977)
- 5) D. S. Johnson, M. Yannakakis and C. H. Papadimitriou: On generating all maximal independent sets; *Information Processing Letters*, Vol. 27, pp. 119-123 (1988)