

給油施設操業スケジュールリング

阿瀬 始, 茨木 俊秀

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（単一種）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ルリングでは、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もとづき、タンクの受入れ／払出し順序の約1週間から1カ月の計画を作成することが求められる。

図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ルリングシステムの開発を目指したものである。

2. 給油施設操業スケジュールリング問題

2.1 給油施設の概要

給油施設は図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等を有する。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操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。特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、バースは着岸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ら、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

あせ はじめ NKK 制御技術部

〒230-8611 横浜市鶴見区末広町2-1

いばらき としひで

京都大学大学院 情報学研究科 数理工学専攻

〒606-8501 京都市左京区吉田本町

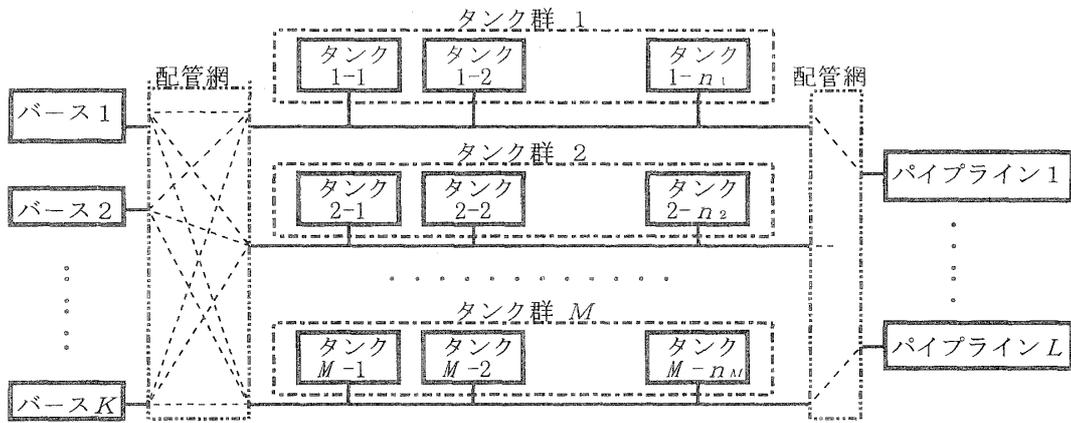


図1 給油施設

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。

3. 問題の記述

給油施設における作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カ月間の計画を作成することである。

もう少し細かく見ると、図2に示すように、このスケジューリングは払出しスケジューリングと受入れスケジューリングとからなる。受入れ後24時間以上の静

置を経てタンクは払出し可能となるから、ある日の払出しスケジューリングは、当日の送油要求と前日のタンク状態と在庫量を入力として実行される。送油に際してのタンク群選択には特に考慮する点はなく、先入れ先出しの原則に従って受け入れた順に払い出すタンクを選択するだけである。一方、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あとは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。すなわち、受入れスケジューリングは、配船計画にもとづくその日に到着するタンカーの到着時刻、揚油時間帯、揚油量と、前日のタンク状態と在庫量、および

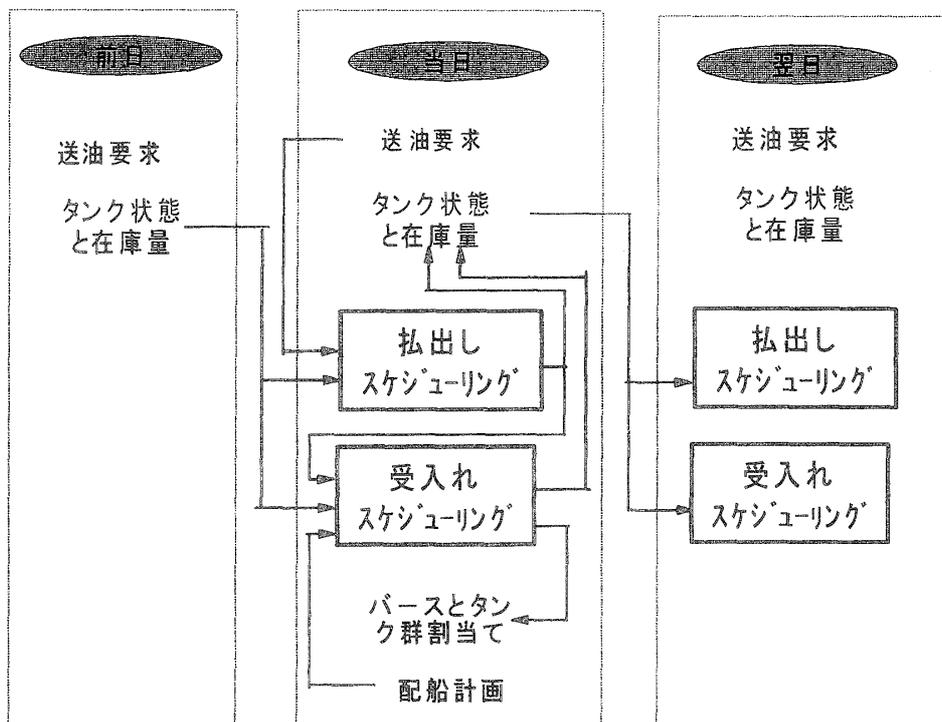


図2 給油施設作業スケジューリング

当日新たに受入れ可能になるタンク情報を入力として実行される。この受入れスケジューリングが操業スケジューリングの中心であるので、単に操業スケジューリングという受入れスケジューリングを指すことが多く、本論文でもそのように扱う。

今説明したように、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カ月間のスケジュールを、全体をまとめて解かなくても、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。

1日あたりのスケジューリングは、各揚油へのバース割当てとタンク群割当てとからなる。バース割当てとは各揚油にそのタンカーが着積可能なバースを1つずつ割り当てることである。揚油中にバースを替えることはしないので、割り当てられるバースは1つずつである。タンク群割当ては各揚油にタンク群を割り当て、そのタンク群の受入れ可能量の範囲内でその揚油の揚油量の全部または一部を受け入れさせることである。このとき、揚油を介して(バース, タンク群)の組合せができるが、1日の中でこの組合せを途中で変更する回数が最小となるスケジュールを作成することが目的である。

4. 解法

3.で述べ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[3]、常に厳密解を効率よく求める解法は期待できない。したがって、実用性のある近似解法が求められ、文献[2]で筆者らは問題の特徴を活かしたアルゴリズムを提案した。以下にそのアルゴリズムを示す。

まず、アルゴリズムで用いる記号と概念を述べる。揚油に開始時刻の小さい順に番号 $1, \dots, N$ をつけ、 t_n を揚油 n の開始時刻とする。 $V_m(t)$ はタンク群 m の時刻 t における受入れ可能量を表し、タンク群 m に属する受入れ可能タンクの空容量の和のその日の時刻 t 以後のすべての時刻における最小値である。その日の途中から受入れ可能となるタンクがあるので、スケジューリング開始時の $V_m(t)$ は単調非減少な階段関数である。アルゴリズムの中では時刻 t_n における値があれば十分であり、この値はアルゴリズムの進行に伴い次のように更新される。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、更新後のタンク群受入れ可能量を $V'_m(t_i)$ とすると

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

となる。なお、スケジューリング開始時の $V_m(t)$ を $W_m(t)$ と表す。

揚油グループ $H_j, j=1, \dots, J$ は、揚油を揚油量の大ききでグループ化したときの大きき方から j 番目のグループである。このグループ化は着積可能なタンカーの大ききによりバースがグループ化されることに対応している。

Ω_n は揚油 n の割当て可能バース集合を表し、揚油 n (のタンカー)が着積可能なバースで、かつ揚油 n と時間がオーバーラップしている揚油に割当て済みでないバースからなる。この集合もスケジューリングの進行とともに次のように更新される。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と、更新後の揚油 i の割当て可能バース集合は、

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

となる。なお、 Ω_i の初期値は $i \in H_j$ のとき、グループ H_j の揚油が着積できるすべてのバースの集合である。

グラフ $G_j = (V_j, E_j)$ は j 番目までのグループ H_1, H_2, \dots, H_j に属する揚油を節点とし、2つの揚油が時間的にオーバーラップするとき対応する節点間を枝で結んでできるグラフである。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[4]を r -クリークという。

以上の記号と概念を使って、アルゴリズムは次のように記述できる。

step 1 初期設定

- 1) 揚油 $n=1, \dots, N$, タンク群 $m=1, \dots, M$ に対し、タンク群の受入れ可能量 $W_m(t_n)$ を求める。
- 2) 揚油 $n=1, \dots, N$ を揚油量の大きき順にグループ 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step 6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は, $\sum_{n \in C_s} |\Omega_n|$ 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1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。同じ条件の揚油が複数あるときは番号が最大の揚油 n を選ぶ。

step 5 バースとタンク群割当て

選ばれた揚油 n に, 後述するバース・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 step 4 に戻る。残っていなければ step 2 に戻る。

step 6 $j := j+1$ とする。 $j > J$ なら終了。 $j \leq J$ なら step 2 へ戻る。

アルゴリズムの step 5 で用いたバースとタンク群割当てルールを以下に示す。

(1) 割当て候補タンク群集合 T を求める。 T は, 割当て可能バース集合の中のバースとすでに対応済みのタンク群, およびバースとの対応がまだついていないタンク群からなる。

(2) 集合 T の中から, 次のルール①~③に従いタンク群を割り当てた結果の影響が最小のタンク群を選ぶ。

① 揚油グループ H_j の揚油がまだ残っている場合は, 結果としての $V_m(t_n)$ から構成される集合 $\{V_m(t_n) : m \in T\}, \{V_m(t_{n-1}) : m \in T\}, \dots, \{V_m(t_1) : m \in T\}$ をこの順番に調べていき, その値が H_j を定義する最大揚油量以上である要素の個数の変化が最も遅く現れるようなタンク群を選ぶ。

② 結果としての数列 $V_m(t_n), V_m(t_{n-1}), \dots, V_m(t_1), m \in T$ は一定かどこかで値が減少する。この値の減少が最も早く現れるタンク群を選ぶ。

③ 結果のタンク群受入れ可能量 $V_m(t_n)$ が最小となるタンク群を選ぶ。

各ルールでタンク群受入れ可能量が負にならないタンク群を選ぶことが原則であるが, それしか選択の可能性がない場合は, 負の量が最小になるタンク群を選択する。バースの割当ては, 選ばれたタンク群がバースとの対応がすでについている場合はそのバースを割り当てる。そうでない場合は, 割当て可能バース集合の中のバースのうちタンク群との対応がまだついていないバースを任意に選んで割り当てる。

なお, このアルゴリズムは基本的に (バース, タンク群) の組合せの変更回数が 0 の解を求めようとするものであり, 場合によってはタンク群の受入れ可能量を超過して揚油を受け入れることがある。もちろんそのような解はタンクのオーバーフローという事態になるため実行可能ではないから, 実行可能な解にするための修正が必要となる。この修正アルゴリズムについてはここでは述べないので, 文献[2]を参照されたい。

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。

本アルゴリズムは, 給油施設作業スケジュールリング問題の特性を踏まえてこのような状況を避けることをねらいとしたものであり, 次のような特徴をもつ。

- 1) 揚油量の大きな揚油から順に割り当てる。
- 2) バース選択の制限の厳しい揚油から先に割り当

表1 バースに着積可能なタンカーグループ

(1) $K=M=4$ の給油施設

タンカー バース [KL]	2000	3000 ~ 4000	8000
1	○	×	×
2	○	○	×
3	○	○	○
4	○	○	○

(2) $K=M=6$ の給油施設

タンカー バース [KL]	2000	3000 ~ 4000	8000
1	○	×	×
2	○	×	×
3	○	○	×
4	○	○	×
5	○	○	○
6	○	○	○

表2 タンク群の容量

(1) K=M=4の給油施設

タンク群	タンクの容量	タンク数	タンク群の容量
1	3000 [KL]	3	9000 [KL]
2	9000 [KL]	2	18000 [KL]
3	3000 [KL]	3	9000 [KL]
4	9000 [KL]	2	18000 [KL]

(2) K=M=6の給油施設

タンク群	タンクの容量	タンク数	タンク群の容量
1	3000 [KL]	3	9000 [KL]
2	3000 [KL]	3	9000 [KL]
3	9000 [KL]	2	18000 [KL]
4	3000 [KL]	3	9000 [KL]
5	3000 [KL]	3	9000 [KL]
6	9000 [KL]	2	18000 [KL]

てる。

- 3) 割り当てた結果のタンク群受入れ可能量をチェックすることにより、残りの揚油のタンク群割り当ての可能性が大きくなるようなタンク群を選ぶ。

5. 実証結果と評価

本アルゴリズムの有効性を検証するため、4バス・4タンク群、すなわちK=M=4の給油施設と6バス・6タンク群、すなわちK=M=6の給油施設に本アルゴリズムを適用した。これらの給油施設の設備諸元のうち、バスに着積可能なタンカーグループを表1に、タンク群の容量を表2に示す。この2つの施設に対し、それぞれ表3に示す4つの揚油条件とタンク群受入れ可能量の条件

①最初の揚油開始時の初期値： $\sum_{m=1}^M W_m(t_0)$

K=M=4の場合：15000, 18000, 21000, 24000 [KL]

K=M=6の場合：18000, 21000, 24000, 27000 [KL]

②当日新たに受入れ可能となる量： $\sum_{m=1}^M (W_m(t_n) - W_m(t_0))$

K=M=4の場合：24000, 27000, 30000 [KL]

K=M=6の場合：33000, 36000, 39000 [KL]

のもとで、最適スケジュールを計算した。計算には揚油条件において各揚油の揚油開始時刻と揚油量、タンク群受入れ可能量条件において $m=1, \dots, M, n=1, \dots, N$ に対する $W_m(t_n)$ というさらに詳細なデータが必要であるが、紙面の都合で省略した。結果は図3に示す通りである。図3において横軸は最初の揚油開始時のタンク群総受入れ可能量、縦軸は当日新たに受入れ可能となる量である。右方向あるいは上方向に行くほど

表3 揚油条件

(1) K=M=4

揚油条件番号	揚油数 N	総揚油量 [KL]
1	7	25000
2	8	28000
3	9	32000
4	10	35000

(2) K=M=6

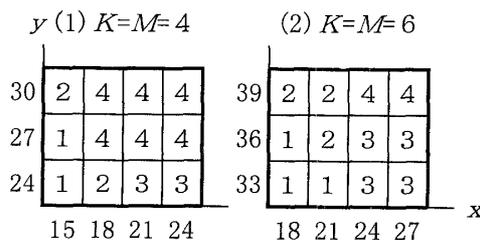
揚油条件番号	揚油数 N	総揚油量 [KL]
1	10	33000
2	11	37000
3	12	44000
4	13	47000

条件がゆるくなるので問題としてはやさしくなる。また、揚油条件は番号が大きいくほど問題としては難しくなる。図3における升目の中の番号*i*は、 $1 \leq j \leq i$ なるすべての揚油条件*j*に対しバス・タンク群対応の変更回数0の最適解が得られたことを示す。

また、他の手法との性能を比較するため、他に2つの手法（これを他手法1、他手法2と呼ぶ）でも同じ問題を解いた。他手法1と2は、揚油の大きさ順に進める本アルゴリズムとは異なり、揚油の時刻順に割当てを進めるもので発想としては自然である。また、各揚油にタンク群を割り当てるとき、他手法1は余裕の大きなタンク群から優先的に割り当てる考え方であり、受入れ可能量が最大のタンク群を選ぶ。他手法2は本アルゴリズムの考え方を一部取り入れ、その揚油の属する揚油グループ番号を*j*とすれば、候補となるタンク群のうち受入れ可能量が*j*番目の大きさのタンク群を選ぶ。候補となるタンク群が*j*個より少なければ受入れ可能量が最小のタンク群を選ぶ。各手法を適用した結果を揚油条件ごとに示したのが図4である。図4における縦軸、横軸は図3と同じである。図4における升目の中の番号は変更回数0の最適解が得られたアルゴリズムを示しており、

- 1 ……本アルゴリズムのみ
- 2 ……本アルゴリズムと他手法2
- 3 ……3つのアルゴリズムすべて

である。升目の中の番号0はどのアルゴリズムでも変



x = 最初の揚油開始時のタンク群総受入れ可能量[1000KL]
y = 当日新たに受入れ可能となる量[1000KL]

図3 本アルゴリズムの求解性能

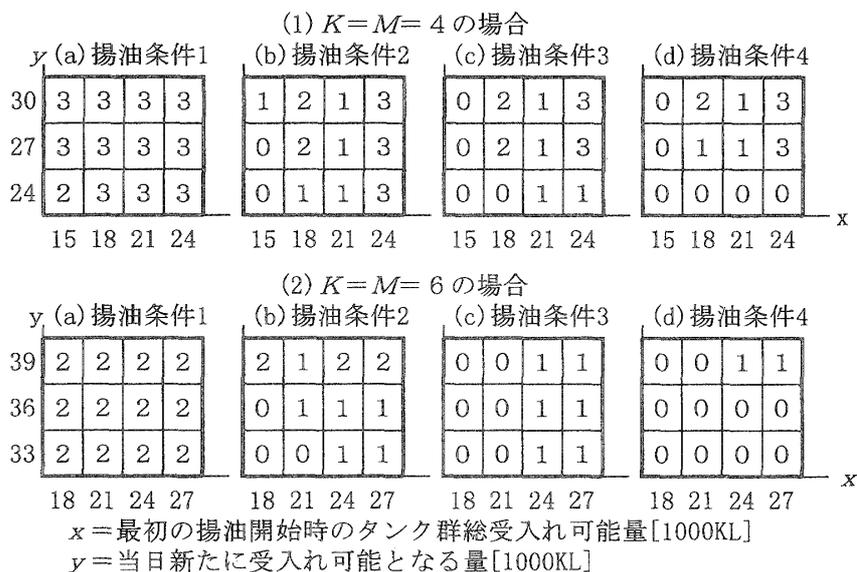


図4 他手法との比較

更回数0の最適解を得ることができなかつたことを示している。図4から、 $K=M=4$ の小さい方の給油施設では揚油条件とタンク群条件が厳しくなければ他手法2でも最適解を見つけているが、揚油条件とタンク群条件が厳しくなると本アルゴリズムでなければ更回数0の最適解が得られないことがわかる。この傾向は $K=M=6$ の大きい方の給油施設の場合により顕著である。単純なヒューリスティックにもとづく他手法1では、問題の条件がかなりゆるくない限り最適解が得られないようである。

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、問題の特徴をうまく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

ゴリズムが開発できた。本アルゴリズムは、問題の条件がかなり厳しいときにも更回数0の最適解を見つけてくれる可能性が高いが、実際の給油施設では設備をできるだけ有効に使うとするとほど厳しい条件のもとでの運用になるので、本アルゴリズムの有効性はより高いと考えられる。

参考文献

- [1] 湊, 掛谷, 根津: 給油施設的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] 阿瀬, 茨木: 給油施設操業スケジューリング; システム制御情報学会論文誌, Vol.11, No.5, pp.223-232 (1998)
- [3] M.R.Garey and D.S.Johnson: *Computers and Intractability: A Guide to the Theory of NP-Completeness*, W.H.Freeman (1979)
- [4] F.Harary: *Graph Theory*, Addison-Wesley (1969)

会員増強の促進策について

5月22日(金)理事会において、会員の増強策として以下の臨時措置が決定された。

- (1) 学生会員から正会員に移行した会員の初年度の会費は半額とする(具体的には、12,000円の正会員会費が初年度6,000円となる)。
- (2) 他学会からの会員勧誘策として、他学会会員は入会金なし、会費は1年間に限り半額とする。
- (3) 当学会が主催するシンポジウム、セミナー等に出席した人で、当学会に入会を希望する人は

入会金なし、初年度会費は半額とする。

ただし、(2)および(3)の措置は今後2年間限りとする。これらの促進策は財政検討委員会の第8次報告に基づく措置で、厳しい財政状況の中で、会員増強の有力な特典として決定されたものであります。ぜひ、皆様の周囲でご入会を希望される人がいれば、これらの特典をご説明の上、ご勧誘いただければと思います(なお、この臨時措置は5月25日以降の入会希望者に適用されます)。