【土木計画学研究・講演集 No.18(2) 1995年12月】

タブー探索法によるマン・スケジューリングの解法*

Solution Algorithm of Man Scheduling Problem Using Tabu Search Method*

奥谷　巌**・福井紀行***・風間克則****

By Iwao OKUTANI**, Noriyuki FUKUI***and Katunori KAZAMA****

1．まえがき

先行後続関係を持つ複数の作業が１つのプロジェクトを構成しているものとしたとき，プロジェクトの納期と使用可能な資源（作業員や機械）の制限のもとで，経済効率的に望ましい各作業の開始時刻を求める問題をマン・スケジューリング問題というが時間をたとえば日単位といった離散時点で区切って扱かうと，典型的な組み合わせ問題となり，効率的な求解は一般には困難とされている。

この問題に対して，近年各方面で応用が盛んな遺伝的アルゴリズム（Genetic Algorithm, GA）を適用した解法については既に報告した[1]。この方法の最大の特徴は計画目標を複数目標として設定できるという柔軟性にあり，従来法では求解不能な問題に対しても有効な解を与えている。

本研究は，マン・スケジューリング問題に対して一般にGAに比べて局所探索性能が高いとされているタブー探索法（Tabu search algorithm, TABU）[2]を適用した方法について検討するものであるが，この方法においても計画目標は複数目標を指向する。したがって，具体的な計算例におけるアルゴリズムの性能評価はGAによる方法との比較対比をとおして行っている。

2．問題の設定

スケジュールを表現するネットワークはノードを作業に，アークを作業の先行後続関係に対応させた有向グラフで表わすものとし，ノードには作業番号i（i=0, 1, ･･･, n)を与えておく。ただし，始端ノード０と終端ノードnはダミーである。プロジェクトを構成する作業の技術的順序関係が与えられればこうしたネットワークは容易に構築することができるが，これを初期ネットワークとよぶことにする。なお，ここでは簡単のために単一資源の問題を扱かう。

さて，作業iの必要資源量a_iと処理時間b_iを与えPERT計算により初期ネットワークに対する作業iの最早開始時刻 t^E_i を求める[3]。初期スケジュールとして各作業を最早開始時刻に開始するスケジュールを考えると，そのスケジュールのもとでのプロジェクト完了時刻T_{min}が求められるし，いわゆる山積み図を描くことで，初期スケジュールに対する最大投入資源量R^*が求められる。

以上のような準備のもとに，われわれはここで扱かう問題を次のように設定する。すなわち，まず納期 T_{max}と投入可能資源総量 R_{max}を与える。T_{max}はT_{min}を下回らない範囲で技術的判断によって与えればよいし，R_{max} は経済的判断に実行可能性の判断を加味して，たとえばR^* 前後の値として与えればよい。そうすると，問題は「投入資源をR_{max}以内に抑え，かつプロジェクトをT_{max}以内に完了するという条件のもとに，与えられた計画目標を最適化するスケジュールを求める」と記述できる。ここに，スケジュールを求めるということは，具体的には各作業の開始時刻t_iを決定することである。すなわち，納期T_{max}が与えられた段階で最遅開始時刻 t^L_iを求めたとき，計画目標が改善されるよう $[t^E_i,\ t^L_i]$ の範囲で t_i の値を定めるということである。

スケジュールの計画目標としては，プロジェクト完了時刻Tの最小化，最大投入資源量R（時刻kの投入資源量をR_k としたとき，その最大値）の最小化，

*キーワーズ：施工計画・管理
**正員，工博，信州大学工学部社会開発工学科
（長野市若里500，TEL0262-26-4101,FAX 0262-23-4480）
***正員，工修，名古屋市水道局
（名古屋市中区三の丸，TEL 052-62-6161,FAX 052-622-5941）
****非会員，信州大学工学部社会開発工学科
（長野市若里500，TEL 0262-26-4101,FAX 0262-23-4480）

遊休資源を少なくするための平滑度S（$=\sum R^2_k$）の最小化あるいは次式で与えられる資源使用効率Eの最大化が考えられる。

$$E=\sum_i a_i b_i / TR$$

こうした複数の目標を同時に考慮する簡単な方法の１つとして線形結合による和を考える方法があるがここでもその方法を採用する。Eを除く目標は無次元ではないので，まずそれらを次のような方法で無次元化し，f_iという１以下の非負数に変換する。

$$f_i=\frac{Y_{max}-Y}{Y_{max}-Y_{min}} \quad (i=1,2,3)$$

ここに，Yはi=1, 2, 3の順にT, R, Sの値をとるものとする。また，f_4=Eとしておく。このとき，スケジュールの目標Fを

$$F=\sum_{i=1}^{4} \alpha_i F_i \qquad (1)$$

とし，この最大化を図る。ただし，α_iは和が１となる各目標のウェイトである。

３．TABUの適用法

(1)TABU探索法

TABU探索法は最近提案された方法で，各種組み合わせ問題を中心に適用例が報告されている[4)-6)]。この最適化アルゴリズムは，探索過程におけるある１点からたとえ改悪であっても最良の近傍解に移動すること及び１度通った点を記憶しておいてその点への再帰を禁止することの２点に特徴があるが，後者の性質がタブーという独特の名前に繋っている。禁止条件は一般にタブーリストとよばれるところに記憶されるが，リストサイズと称する容量を設けておいて，禁止条件を適当な時間後に忘却するようにし，探索範囲が不必要に狭められないように工夫している。

(2)スケジュールのビット列表現[1)]

初期スケジュールは，すべての作業を最早開始時刻に開始させるようにしているため，Tの最小化という目標以外は無視された形となる。したがって，ここでは技術的な順序関係がない作業間に人為的な先行後続関係を生成させ，作業開始時刻を先送りすることによって計画目標の向上を図る。

いま，作業i, j間に技術的順序関係がないものとし，そこにたとえば作業iを作業jに先行させるという関係を発生させるとしよう。このことは初期ネットワークに対して，i→ j のアークを１本追加することに他ならない。このことを次の記号δ_{ij}によって表わす。i<jとしたとき

$$\delta_{ij}=\begin{cases} 1: i\rightarrow j \text{ のアークを追加} \\ -1: j\rightarrow i \text{ のアークを追加} \\ 0: i\text{とj}\text{を結合せず} \end{cases} \qquad (2)$$

ところで，i，jを新たなアークで結合したとき

$$t^E_i + b_i > t^L_j \qquad (3)$$

となると，作業jを最遅開始時刻以前に始めることが不可能となるし，

$$t^L_i + b_i \leqq t^E_j \qquad (4)$$

となっていれば，作業jの先送りが不要となりアークの存在は無意味となる。

したがって(3)式または(4)式が成立する場合にはδ_{ij}=1を除外し，(3)式および(4)式でi，jを入れ替えた式を(3)'式，(4)'式としたとき，そのいずれか一方が成立する場合にはδ_{ij}=-1を除外して考える必要がある。また，(3)式と(4)'式がともに成立するか，(3)'式と(4)式がともに成立する場合には，δ_{ij}そのものを除いて考えなければならない。

以上のような準備のもとに，可能なノード間すべてについてδ_{ij}を決め，それを適当に並べたいわゆるビット列をXとすると，このXによって新しいスケジュールが表わされることになる。

(3)スワップ操作

図-1に示した小規模プロジェクトを表わすネットワークを例に説明する。実線で示したアークは技術的順序関係を表わしているが，(2)で述べた方法によりビット列の要素を選んでゆくと

$$X=(\delta_{14}, \delta_{15}, \delta_{16}, \delta_{24}, \delta_{25}, \delta_{26}, \delta_{34}, \delta_{35}, \delta_{45}, \delta_{56})$$

となる。ここに，δ_{14}，δ_{15}，$\delta_{16}\delta_{26}$，δ_{56}は-1の値を，δ_{34}は1の値をそれぞれ取らない。図-1の破線のアークを初期ネットワークに付加した新たなスケジュールは

X=(1, 1, 0, 0, 0, 1, -1,　0, 0, 0)

のように書き表わされるが，この点の（ビット列）の近傍解を求める操作を文献4）に倣ってスワップ

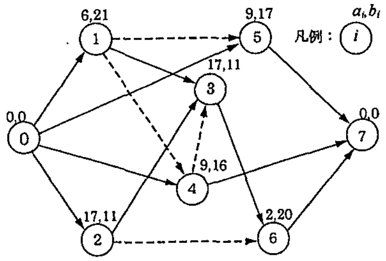

図-1　小ネットワーク

操作とよぶことにする。

スワップ操作の１つの方法として，Xの任意の部分列 g の記号の順序を入れ換えるという方法が考えられる[7]。しかしながら，単純な順序の入れ換えだけでは，δ_{ij}のとり得ない値を与えるという不合理も発生するので，そうした場合には当該δ_{ij}の値を０にするという約束をしておく。例えば，Xの第4要素から第7要素の部分列にスワップ操作を施した新たなビット列をX'とすると

X'＝(1, 1, 0, -1, 1, 0, 0, 0, 0, 0)

のようになる。このスワップ操作をここではスワップ1とよぶことにする。

第2番目のスワップ操作（スワップ2）として，g の各要素の値を別の値に変えるという方法が考えられる。この場合，要素のとり得る値が2つのときは値は一義的に決まるが，(2)式の3つの値すべてをとるときには乱数を利用して確率1/2で別の値に切り換えるという方法を講ずる必要がある。

第3番目のスワップ操作（スワップ3）としてはXの要素1つのみの値を別の値に変化させるという方法がある。

以上，3つのスワップ操作について述べたが，スワップ1はトラベリングセールスマン問題におけるスワップ操作[4]を模してはいるものの，物理的意味合いは薄い。スワップ２は部分列ｇの次元数が大きいと操作後のビット列X'がXの近傍からはずれるという問題点を有している。最後のスワップ3は近傍解の概念に近い解を与えると思われるが，探索効率の点で若干弱さを持っている。

(4)タブーリスト

スワップ1，2では部分列の変化で近傍探索を実行しようとしていることを考え，部分列の中に既に値を変化させた要素が１つ以上含まれていれば，その部分列を禁止するという方法をとる。タブーリストの中味は変化させた要素の番号とする。

スワップ3については，一旦その値を変化させた要素が元の値に戻ることを禁止するという方法をとることとし，タブーリストは値を変化させた要素番号と要素の元の値で構成するようにする。

なお，タブーリストにはそこに含めることのできる要素数の上限（＝タブーリスト・サイズ）を設けておく。

4．計算例による有効性の検討

まず最初に，図-1の小ネットワークに対する計算結果について示す。初期ネットワークの山済み図を参考に，納期は60日，投入可能資源総量は41人として与えた。なお，今回の研究で比較の対象とする遺伝的アルゴリズムによる方法については，まず個体の染色体は先に示したビット列Xで表現し，環境に対する適応度としてはFを用いるようにする。なお，Fを定めるウェイトα_1~α_4はそれぞれ0.3, 0.4, 0.3, 0とした。遺伝操作は既に行われた検討結果をもとに[8]，淘汰としてエリート保存戦略を，交差には一様交差を，交配には期待値戦略を，突然変異には反転方式をそれぞれ採用するようにしている。

TABUについては，タブーリスト・サイズを試行錯誤的に決めなければならないが，規定の仕方としてビット列Xの次元数Nに対する割合い(=P)で表わす方法が妥当であろう。図-1に示したスケジュールについて，10%～40%の範囲でPを変化させて実験を行った結果（スワップ1採用）をまとめたものが表-1である。表中，平均値は最良10位までの解の平均値

表-１　タブーリスト・サイズによるＦの値

P	10%	20%	30%	40%
最大値	0.8107	0.8107	0.8107	0.8107
平均値	0.6531	0.6846	0.6846	0.6590

を示しているが，本表よりFの最大値についてはPによる差はないものの，良好な代替解生成の指標となる平均値を加味して考えると，P=20～30%の値が望ましことがわかる。しかし，リスト・サイズは小さい方が計算効率が高いことも考え合わせると，P=20%を採用すればよいと判断できる。スワップ2, 3に

ついても同様な検討を行ったが，10%～40%で差が出なかったためP=10%として与えることとした。

以上の準備のもとにスワップ1～スワップ3の結果を比較してみると，Fの最大値（平均値）はそれぞれ0.8107(0.6846),0.6150(0.5760),0.8107(0.8107)となった。計算時間はすべてのスワップで１秒程度（計算機はHITAC M-860/60）である。Fの最大化という目標からすれば，スワップ2は脱落するし，スワップ1,3は同等ということになるが，良好な代替スケジュールの生成という観点からはスワップ3の方に分があることがわかる。

これに対し，GAによる方法についてTABUと同程度の計算時間で得られる最良解を調べてみると，Fの最大値と平均値はそれぞれ0.8107(0.7935)となっている。最大値ではTABU（スワップ3）と変わらないが，平均値ではやや低く良好な代替解生成能力の点でTABUに劣っているといえそうである。

以上は図-1に示したような小ネットワークについて言えることであり，両手法の有効性比較のためには規模の異なるいくつかのネットワークについてさらに実験をしてみる必要がある。この目的で，ノード数20,30,38および50のネットワークの解を求めた結果が表-2に示したものである。表中のTABUはスワップ3を用いたものであり，またTABUの繰り返えし回数とGAの世代数および一世代内の個体数は，双方の計算時間がほぼ等しくなるように調整した。さらに，ノード数の増加に伴ってビット列の次元数Nが急激に大きくなるので（たとえば，ノード数38でN=576,ノード数50でN=1076），タブーリスト・サイズを規定するPの値はノード数20～38では10%，50では5%を採用した。

表-2よりノード数38以下のネットワークについてはTABUの方がGAを凌駕する解を見い出していることがわかる。Fの最大値でみれば4%以内の開きしかないが，Fを構成している最大投入資源量ではGAに比べ

表-2 ノード数によるＴＡＢＵとＧＡの比較

ノード数	8	20	30	38	50
ＴＡＢＵ	0.8107	0.8540	0.6908	0.8469	0.8212
	0.8107	0.8534	0.6796	0.8437	0.8172
ＧＡ	0.8107	0.8160	0.6811	0.8225	0.8378
	0.7935	0.8160	0.6811	0.8225	0.8356

注）上段：最大値、下段：平均値

て10%以上の減少になっているケース（ノード数20の場合）や平滑度で約7%の減少になっているケース（ノード数30の場合）もある。ノード数50の場合にGAを上回わる解を与えられなかった原因は，ビット列の次元数が大きくなったために局所探索に時間がかかり過ぎた結果と思われる。なお，スワップ1，2を用いた解はすべてのケースでスワップ3を下回った。

５．むすび

本研究では，タブー探索法のマン・スケジューリング問題への適用に際して必須要件となるスワップ操作およびそれに付随するタブーリスト形成について複数の方法を示し，計算例の中でGAとの比較を通してその有効性を調べた。その結果，スワップ3の相対的優位性を確認することができたが，ネットワークのノード数が増えるとビット列の次元数が急激に増大し，局所探索に過大な時間を消費して，グローバルな探索能力に優れたGAを凌ぐことができないという問題がある。TABUとGAの長所を組み合わせた形で計算効率の向上を図ることが今後の課題である。

参考文献

1)Huppe,B・奥谷　巌：マン・スケジューリング問題における遺伝的アルゴリズムの適用性，電気学会論文誌C,Vol.114-4,pp.450-455,1994.
2)北野：遺伝的アルゴリズム，産業図書，
3)須永：PERT系のプログラミング，朝倉書店
4)Malek,M.,et al:Serial and parallel simulated annealing and tabu sesrch algorithm for the travelling salesman problem,Annals of Operations Res.,Vol.21,PP.59-84,1989
5)Glover,F.:Tabu search-PartⅠ，ORSA J.on Computing,Vol.1-3,PP.190-206,1989.
6)Glover,F.:Tabu search-PartⅡ，ORSA J.on Computing,Vol.2-1,PP.4-32,1990.
7)奥谷　巌・Huppe,B・福井紀行：マンスケジューリングにおけるタブー探索法の応用，SICE学術講演会予稿集，PP.681-682,1994.
8)奥谷　巌・加藤正高・福井紀行：マンスケジューリングにおける遺伝的アルゴリズムの用い方，土木学会中部支部講演概要集，Ⅳ-16,1995.