

意思決定者の選好を考慮したTZBMによる フローショップスケジューリング問題の解法

榎木 哲夫*・徐 鶴*・田 雅杰*・堀口 由貴男*・任 継東*

A TZBM-Based Algorithm for Flow Shop Scheduling Problem Considering the Decision Maker's Preference

Tetsuo SAWARAGI, He XU, Yajie TIAN, Yukio HORIGUCHI and Jidong REN

Synopsis : Nowadays steel manufacturing pays a critical attention to on-time delivery and inventory reduction. In our study, we propose a heuristic algorithm to solve the hybrid flow shop scheduling problem (HFSP) considering reducing total tardiness and inventory time. In order to achieve a feasible solution in limited computational time, the algorithm is based on Three-zone Buffer Management (TZBM) approach. TZBM approach combines the Drum Buffer Rope (DBR) method proposed in theory of constraints (TOC), with a contract net protocol in multi-agent system (MAS). The effectiveness of the proposed algorithm is shown by simulation results comparing with the results obtained by a Tabu search (TS) algorithm. In the production field, a shipment buffer is set between the due date and the shipping time in order to avoid possible late shipment. The size of shipment buffer is always decided according to the experience of a system operator who has responsibility to draw up a production schedule. Wherein, an operator needs to take a decision considering trade-off between on-time delivery and inventory reduction. Therefore, a new interactive decision support system is proposed which is based on the two-stage TZBM approach. The operator needs to make his/her judgment whether an optimal solution shown by the system is preferable or not, then to change the trade-off between the two conflicting objectives. The system needs to compute another optimal solution according to judgment given by the operator. Under the result of numerical experiments, to integrate the experience of operators with the computational intelligence of systems proves to be an effective scheduling method.

Key words: production engineering; hybrid flow shop scheduling problem (HFSP); theory of constraints (TOC); three-zone buffer management (TZBM); interactive decision support system.

1. 緒言

製鉄所における鉄鋼生産システムの製造工程は、複数工程からなる多段階プロセスであるばかりでなく、素材調達先や製品出荷先は、近年ますますグローバル化している¹⁾。さらに、近年の変種変量生産への移行は、多様な製品を異なる受注量だけを生産することになるが、生産の後の出荷時における物流上のコストや搬送上の制約から、複数品種の製品の同期出荷をとれるように生産計画を立案する必要がある。また工場外物流や工場内での生産設備の制約から、出荷を待つ製品の在庫や製造工程途上で生み出される仕掛かり在庫の量をできるだけ削減することが求められる。

製鉄所は多くの工程から構成され、製鋼工程のスケジューリング業務は、熟練度が必要とされる代表的な業務である。製鋼工程内自体も設備が多く、そのスケジューリング問題は、転炉より前工程の予備処理を対象とする問題と、転炉以降の二次精錬、連铸機を対象とする問題に大別できる¹⁾。例えば、後者の例として出鋼スケジューリング問題が代表的であるが、そこでの対象工程は、複数基の転

炉、二次精錬、連铸機の工程から構成され、製鋼工程での最小生産単位となる各チャージが、転炉、二次精錬、連铸機で必ず1回処理され、その後の工程に送られることになる。連铸機では複数のチャージをまとめたキャストという単位で処理が行われ、同一キャストを構成する複数チャージは同一連铸機で連続して铸造する必要があることから、連铸機への各チャージの投入は、铸造に要する時間差を考慮した同期が求められる。すなわち出鋼スケジューリング問題は、与えられたキャストに対して、それらに含まれる全チャージの転炉、二次精錬、連铸機での処理開始、終了時刻を決定する問題となる。

本研究では、上述のような出鋼スケジューリング問題をより一般化したスケジューリング問題として最終製品の出荷まで拡張したハイブリッドフローショップスケジューリング問題 (HFSP) として定式化し、納期遵守と在庫削減の両立を図るスケジューリング手法の実現を目指す。なお上述の出鋼スケジューリングでは、キャストごとに一定の時間間隔において各チャージが連铸機に投入される必要があるが、ここではより一般化したスケジュール問題として、

最終工程における製品の出荷が同期することを前提とした定式化を行う。また、有限の計算時間内に良い解を求めるために、Tianらにより提案されたスリーズーンバッファマネジメント (TZBM) アプローチ²⁾にもとづいて、2段階TZBMアルゴリズムを提案し、HFSPに適用する。TZBMアプローチ²⁾は、現場の問題解決手法にもとづいて、制約理論 TOC (Theory of Constraints) の中で提唱された DBR (Drum Buffer Rope) 手法、マルチエージェントの契約ネットワークプロトコルと制約条件の緩和手法の3者を組合せた協調交渉戦略である。先行研究^{2,3)}では、TZBMアプローチは限られた時間に良い解が得られることが実証されている。

一方、生産スケジューリング問題に対しては、すでに最適化の観点からさまざまな解法が試みられている。しかし制約条件の経時変化への対応や、操業変動が大きい場合の設定されている制約条件の適応的な制約緩和に関する熟練者固有の能力や判断がこれらのシステムでは実現できていないため、計算知が熟練者を代替できるまでには至っておらず、人間知との適切な融合を考えていかねばならない。ここでの熟練者に固有な知とは、例えば現実の製鋼工程の処理実績時間から、最適化問題の制約条件を変更できる能力であり、現状のスケジュール (= 最適化問題の解) で操業を続けた場合に発生する製鉄所の大きな問題 (= 溶銑在庫不足や過剰) を予測し、それを回避するために、制約条件に加えて評価指標を変更することのできる能力である。このような熟練者の能力を取り込むためには、従来のスケジューリングシステムの機能に加えて、熟練者の介入を許容し、その価値判断に従って問題を修正する、あるいは作り直す機能を備えた対話型のシステム設計が必要になる。

本研究では、生産現場の意思決定を効率よく柔軟に支援するために、スケジュールを実行に移す責任者の立場にある熟練システム運用者 (以後、運用者と呼ぶ) の意思決定を支援するための対話型システムを構築する。運用者との対話によって、システムはその価値判断を解の探索プロセスに取り入れ、運用者に固有な選好を反映した解の提示を行う。具体的には、前述の求解アルゴリズムを用いて最適スケジュールを運用者に提示し、提示を受けた運用者は自らの希求するスケジュールとの比較にもとづいて目的間のトレードオフ構造を変更し、これを受けてシステムが解の再提示を行うプロセスを繰り返すことになる。

2. HFSP の定式化

2.1 問題設定と制約条件

HFSP では、以下のような前提を設ける。

(1) オーダーは、同じ出荷時刻を課せられている N 個のジョブ J_i ($i=1,2,\dots,N$) で構成され、各ジョブは H 個の工程 P_j ($j=1,2,\dots,H$) を通して、 P_1 から順々に加工される。工程 P_j 内には、 K_j 台の同一機能をもつ並列機械、 M_{jk}

($k=1,2,\dots,K_j$) がある。

(2) 各ジョブの原材料は予定開始時刻に P_1 工程内での仕掛在庫として保管され、いつでも処理可能である。各工程での処理時間を p_{ij} とする。前工程の処理が終わり次第、次の工程での処理は開始可能であるとする。ただし、次工程の機械がすべて稼動中の場合、機械が空くまで待機する。

(3) 各ジョブについて、予定納期を D_0 、出荷時刻を ST ($ST > D_0$) とする。最終工程を終えたジョブは、直ちに倉庫に移され保管される。すべてのジョブの完了を待って一斉に出荷する。

HFSP では、制約条件が多く、制限された計算時間内に良い解を得るために、現場の要求にもとづいて制約条件をハードとソフトに分ける。ハードな制約条件は求められる解において必ず充足されなければならない。一方、ソフトな制約条件は一定の範囲内で緩和が可能である。

ハードな制約条件：

- (1) 各ジョブは二つ以上の機械で同時に処理されない。
- (2) 各機械は二つ以上のジョブを同時に処理できない。
- (3) すべてのジョブは工程作業順序が一律である。
- (4) 出荷時刻 ST を遵守する。

ソフトな制約条件：

予定納期 D_0 をできるだけ遵守する。

2.2 本提案手法のための推定式

提案手法では、予定納期を最も遅延させる工程を制約工程と考え、制約工程において最遅完了の機械を制約機械と定義する。本節では、制約工程と制約機械の同定方法について説明する。具体的には、まず統計的に各工程の生産リードタイムと完了時刻を推定する。次に推定リードタイムを最も大きく超過する工程を制約工程と見なし、制約工程において最遅完了の機械を制約機械と見なす。

Fig. 1 に3工程のHFSPを例として、各工程の推定リードタイムと完了時刻の計算方法を示す。 S_j , L_j , R_j , C_j および LT_j は第 j 工程の推定開始時刻、負荷、余裕時間、完了時刻と生産リードタイムである。上記のパラメータを次の式で計算する。

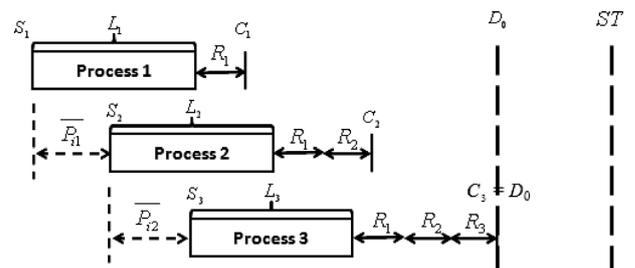


Fig. 1. Estimated start and completion time.

(1) 工程 P_{j+1} の推定開始時刻 S_{j+1} :

$$S_{j+1} = S_j + \bar{p}_j \quad S_1 = 0 \quad \dots\dots\dots(1)$$

(2) 工程 P_j の機械ごとの平均負荷 L_j :

$$L_j = \sum_{i=1}^N p_{ij} / K_j \quad \dots\dots\dots(2)$$

(3) 工程 P_j の平均負荷比例分の余裕時間 R_j :

$$R_j = [D_0 - (S_H + L_H)] \times \frac{L_j}{\sum_j L_j} \quad \dots\dots\dots(3)$$

(4) 工程 P_j の推定完了時刻 C_j : 前工程までの余裕時間の累積値を加味する

$$C_j = S_j + L_j + \sum_{j=1}^j R_j \quad C_H = D_0 \quad \dots\dots\dots(4)$$

(5) 工程 P_j の推定リードタイム LT_j :

$$LT_j = C_j - S_j \quad \dots\dots\dots(5)$$

(6) 工程 P_j のジョブ処理時間の平均値 \bar{p}_j :

$$\bar{p}_j = \sum_{i=1}^N p_{ij} / N \quad \dots\dots\dots(6)$$

2.3 目的関数

本研究では、納期遵守と在庫削減の両立を図る生産スケジューリング手法の実現を目指し、予定納期遅れ和 D_{sum} と在庫時間ばらつき I_{dis} の最小化を目的とする。2つの評価関数を次のように設定する。 C_{Hj} は最終工程 P_H でのジョブ J_j の完了時刻である。

$$D_{sum} = \sum_{i=1}^N \max\{0, C_{Hj} - D_0\} \quad \dots\dots\dots(7)$$

$$I_{dis} = \max_{1 \leq i \leq N} \{C_{Hj}\} - \min_{1 \leq i \leq N} \{C_{Hj}\} \quad \dots\dots\dots(8)$$

3. 提案手法

3.1 DBR手法とTZBMアプローチ

Fig. 2では、制約理論TOCの中で提唱されたDBR手法について説明する。生産工程を隊列の進行に例え、最も歩くのが遅い構成員を制約工程（ドラム）にとらえる。隊列全体の長さが無駄に長くなること（仕掛の増大）を避けるため、制約工程の構成員を先頭の構成員との間をロープで結ぶことによって隊列全体の同期化を図る。さらにこの構成員がほかの構成員の影響で立ち止まることによって生じる遅れは二度と取り戻すことができないため、先頭の構成員との間に結んでいるロープをある程度に弛ませることによってこれを回避する⁴⁾。ロープのたるみをバッファと考え、時間的余裕を表す。

TZBMは、ハードな制約条件を満たしたうえでソフトな

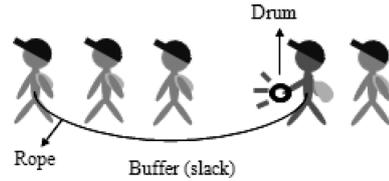


Fig. 2. Method of Drum-Buffer-Rope (DBR).

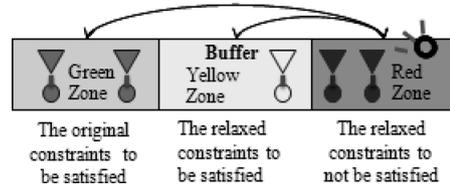


Fig. 3. TZBM approach.

制約条件を考慮しながら初期解を生成する。すべてのエージェントは、制約条件を満たす状況により三つのゾーンとして、Green-Zone (GZ), Yellow-Zone (YZ) および Red-Zone (RZ) のいずれかに振り分けられる (Fig. 3)。GZはすべての制約条件を満たすエージェントが割り振られるゾーンであり、YZは緩和された制約条件を満たすエージェントが割り振られるゾーン、RZは制約条件を違反するエージェントが割り振られるゾーンである。そこでDBRの考え方により、RZにあるエージェントを重点的に改善する。このRZにあるエージェントは契約ネットプロトコルにおけるマネージャとして、能力を最大限に発揮するために他者のエージェントに交渉を持ちかける。交渉を通じてリソースを獲得することで、自らはボトルネック状態からの脱出を目指す。本研究ではエージェントにとってのジョブ処理順序の優先権をリソースとする。一方、GZ, YZのエージェントはコントラクタとして、RZのエージェント群からのリソース要求にリズムを合わせるように、一定程度でリソースを譲り渡すことになる。この行為をエージェントの協調行為という。協調はRZにあるエージェント数が現状以上に増えない、あるいはボトルネックとなっているエージェントの評価が現状以上に悪化しないことを前提に行われる。しかし、エージェント間の交渉の進捗に伴い、上述のような条件を充足できる交渉が成立せず、システムが一時的にデッドロックに陥ることも考えられる。この場合、ソフトな制約条件を一部緩和することで、利用可能なリソースを増やし、デッドロックから脱出することを試みる。

3.2 2段階TZBMアプローチの概要

本研究では、HFSPを工程と機械の2段階エージェントシステムと見なし、制約工程の解消によってシステム全体の最適化を目指す (Fig. 4)。具体的には、TZBMをおのおのの段階に適用し、エージェント間の協調交渉が繰り返されるアプローチとして構成する。一回の協調交渉には、制約工程の同定、制約工程の改善と制約工程への従属の3つの

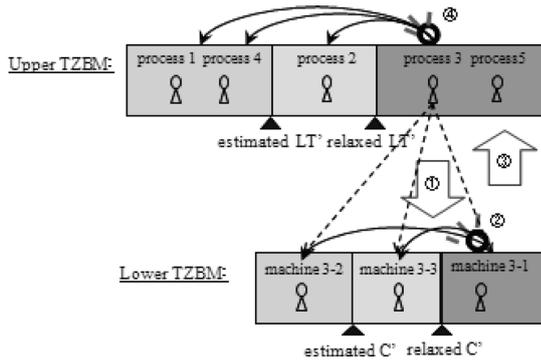


Fig. 4. Two stages of TZBM approach.

ステップがある。

STEP 1 制約工程の同定：

予定納期の充足状況にもとづいて制約工程エージェントを同定する。

STEP 2 制約工程の改善：

制約工程の改善は、それに属する機械エージェント間の協調交渉によって実現される。具体的には、最遅完了の機械を制約機械エージェントと同定し、マネージャ機械とする。制約機械はほかの機械エージェントへ交渉を持ちかけ、ジョブペアの交換を求める。交渉合意の結果として、ジョブ処理順序と機械配置が変更され、制約機械の完了時刻が繰り上げられ、制約工程のリードタイムが短縮される。

STEP 3 制約工程への従属：

ほかの工程エージェントはSTEP 2での変更したジョブ処理順序に従って各自のスケジュールの調整を行う。各段階の交渉合意条件はTZBMにもとづいて設定される。2段階エージェント間の協調交渉がすべて不成立となり、システムがデッドロックに陥る場合、予定納期 D_0 を出荷時刻 ST までに適切に緩和することで、制約工程の継続的改善を図る。

3.3 スリーゾーンの定義

3.3.1 工程スリーゾーン

繰り返し計算 t 回の探索解において、工程 j の実リードタイム LT_j^t が推定リードタイム LT_j より短い場合には、工程エージェントがGZに配分される。 LT_j を超過するが緩和後の推定リードタイム $LT_j + \epsilon$ より短い場合には、工程エージェントがYZに配分される。 $LT_j + \epsilon$ より大きい場合には、工程エージェントがRZに配分される。RZに割り振られたエージェントの中で、そのリードタイムが推定リードタイムを最も大きく超過するエージェントを制約工程とする。これをマネージャとして選出し、他の工程エージェントに交渉を持ちかける。

$$GZ: LT_j^t - LT_j \leq 0 \dots\dots\dots(9)$$

$$YZ: 0 < LT_j^t - LT_j \leq \epsilon \dots\dots\dots(10)$$

$$RZ: \epsilon < LT_j^t - LT_j \dots\dots\dots(11)$$

各ゾーンのサイズは緩和パラメータ $\epsilon = \gamma \times \delta$ ($0 \leq \epsilon \leq ST - D_0$) の値により変化する。 γ は緩和増分、 δ は緩和回数である。

3.3.2 機械スリーゾーン

工程スリーゾーンと同様に、制約工程 j に属する1エージェントの実完了時刻 C_{jl}^t が推定完了時刻 C_j と比較式(12)~(14)の条件に基づき各機械エージェントを GZ_j , YZ_j , RZ_j のいずれかに振り分ける。 RZ_j に割り振られたエージェントの中で、推定完了時刻を最も大きく超過するエージェントを制約機械とし、これをマネージャとする。

$$GZ_j: C_{jl}^t - C_j \leq 0 \quad (1 \leq l \leq K_j) \dots\dots\dots(12)$$

$$YZ_j: 0 < C_{jl}^t - C_j \leq \epsilon \dots\dots\dots(13)$$

$$RZ_j: \epsilon < C_{jl}^t - C_j \dots\dots\dots(14)$$

3.3.3 チェックバッファ

$S^t = GZ^t \cup YZ^t \cup RZ^t \cup CB^p$ は繰り返し計算 t 回を経て、2段階エージェント間の交渉によって得られた解の全体集合である。ここで、現時点の制約条件のもとでシステムの目的関数が改善されない、制約工程として同定されたエージェントを CB^p に一時保存する。 CB^p を工程チェックバッファと呼ぶ。 CB^p にある工程エージェントは契約ネットにおけるマネージャになれないが、コントラクタとして交渉に参加することができる。制約工程が悪化しない限り、システムの目的関数が改善されると、 CB^p にある工程エージェントが解放される。同様に、機械のチェックバッファ CB_j^M として、機械エージェントの交渉に際しても

$$S_j^t = GZ_j^t \cup YZ_j^t \cup RZ_j^t \cup CB_j^M \quad (j=1, 2, \dots, H) \text{として設ける。}$$

3.4 工程エージェント間の交渉

Step 1 「初期解の生成」

Dispatching rule SPT (Shortest Processing Time)により初期解 S^t を生成し、 $t=0, \epsilon=0$ とする。

Step 2 「スリーゾーンの配分」

式(1)~(8)により各工程のリードタイム LT_j^t 、納期遅れ D_{sum}^t と在庫時間ばらつき I_{dis}^t を計算する。式(9)~(11)により工程エージェントを GZ^t , YZ^t と RZ^t のいずれかに振り分ける。

Step 3 「制約工程の同定」

$CB^p = \{P_j | 1 \leq j \leq H\} \neq \emptyset$ となれば、現時点の制約条件のもとで制約工程のリードタイムが増加しない限り、システムの目的関数が改善されないと判断されるため、制約条件の緩和(Step 6)へ進む。そうでなければ、 $\max_j \{LT_j^t - LT_j\}$ になる工程エージェント $P_j^t (P_j^t \notin CB^p)$ を制約工程と同定し、改善するためにStep 4へ進む。

Step 4 「制約工程の改善」

$CB_j^M = \{M_k^j | 1 \leq k \leq K_j\} \neq \emptyset$ となれば、すなわち、制約工程 P_j のリードタイムが改善されないと判断されるため、 P_j を

CB^p に記録し、Step 3へ戻る。そうでなければ、次節の機械エージェント間の協調交渉を行い、制約工程のリードタイムの改善を導く解の探索を行う。

Step 5 「制約工程への従属」

制約工程 P_j 内でジョブペアの交換によって得られた解の集合 $\{S_j^{t+1}\}_\alpha$ ($\alpha > 0$, 解の個数)から任意に1つの解を選ぶ。 P_j 内のジョブ開始時刻の順序に基づいて、その前工程へBackward Scheduling, 後工程へForward Schedulingを行う。制約工程 P_j のリードタイムが増加せず、システムの目的関数が下記の評価条件の一つを満足すれば、工程エージェント間の協調交渉が成立する。

$$D_{\text{sum}}^{t+1} < D_{\text{sum}}^t;$$

$$D_{\text{sum}}^{t+1} = D_{\text{sum}}^t \text{ の場合, } I_{\text{dis}}^{t+1} < I_{\text{dis}}^t;$$

交渉を成立させた解の中から最良解 S^{t+1} を選出し、 $S^t \leftarrow S^{t+1}$, $CB^p = \phi$ および $CB_j^M = \phi$ とし、Step 8へ進む。最良解の選別基準も上記の評価条件のように、予定納期遅れ和 D_{sum} を第一基準、在庫時間ばらつき I_{dis} を第二基準とする。上記の評価条件を満足する解が存在しなければ、 $t+1$ 回目の機械間の交渉が失敗と判断され、 t 回目の解を継承し、Step 7へ進む。

Step 6 「制約条件の緩和」

いずれかの工程エージェントが CB^p に記録されれば、現時点で設定された予定納期 D_0 のもとで、システムの目的関数が改善されず、デッドロックに陥ると判断される。デッドロックから脱出するために、 D_0 を一定の割合で漸次的に緩和する。 δ があらかじめ決められた緩和回数の上限(ここでは10と設定)以下であれば、 $\delta \leftarrow \delta + 1$, $D_\gamma = D_0 + \epsilon$ とする。 D_0 の緩和に伴い、解空間が変化するため、 $CB^p = \phi$ および $CB_j^M = \phi$ とし、Step 8へ進む。 δ が上限値の10であれば、 D_0 が出荷時刻 ST まで緩和されるため、システム運用者により、実行可能解であるか否かを価値判断する。

Step 7

$t = t^*$ (t^* は繰り返し探索の頻度の上限)ならば、Step 5で得た解を導出解として、アルゴリズムが自動終了する。そうでなければ、 $t \leftarrow t + 1$ とし、Step 4へ戻る。

Step 8

$t < t^*$ ならば、 $t \leftarrow t + 1$ とし、Step 5へ戻り、次の制約工程エージェントを同定する。そうでなければ、Step 5で得た解を導出解として、アルゴリズムが自動終了する。

3.5 機械エージェント間の交渉

Step 4.1 「制約機械の同定」

$CB_j^M = \{M_j^k | 1 \leq k \leq K_j\} \neq \phi$ となれば、制約工程 P_j のリードタイムが改善されないと判断し、Step 4.4へ進む。そうでなければ、 $\max_k \{C_{jk}^t\}$ になる工程エージェント M_{jk}^t ($M_{jk}^t \in CB_j^M$)を制約機械と同定する。これをマネージャ機械として、ほかの機械エージェントと協調交渉を行う。

Step 4.2 「制約機械の改善」

機械エージェント M_{jk} 内のすべてのジョブはジョブチェックバッファ CB_{jk}^J に記録されれば、Step 4.1に戻る。そうでなければ、機械 M_{jk} からジョブ J_{jk_i} ($J_{jk_i} \in CB_{jk}^J$)をランダムに選出する。Iimaら⁵⁾により提案された近傍サイズの決定法にもとづいて、工程内の探索ジョブ数(経験値であるジョブ総数の0.75倍)を決める。 J_{jk_i} と近傍内のほかのジョブとの間にジョブペアの交換を行う。 C_{jk}^t を小さくさせる解の集合 $\{S_j^{t+1}\}_\beta$ ($\beta > 0$, 解の個数)を得て、 $\beta \neq 0$ であればStep 4.3へ進む。そうでなければ、 J_{jk_i} を CB_{jk}^J に記録し、Step 4.2に戻る。

Step 4.3 「制約機械への従属」

制約機械 M_{jk} をマネージャとするエージェント間の交渉によって得られた解の集合 $\{S_j^{t+1}\}_\beta$ から任意1つの解を選ぶ。下記の評価条件の一つを満足すれば、機械エージェント間の協調交渉が成立する。

$$LT_j^{t+1} < LT_j^t;$$

$$LT_j^{t+1} = LT_j^t \text{ の場合, } RZ_j^{t+1} \text{ の数} \leq RZ_j^t \text{ の数}$$

交渉を成立させた解をすべて解の集合 $\{S_j^{t+1}\}_\alpha$ ($\alpha > 0$)に記録し、Step 5に進む。上記の評価条件を満たす解が存在しなければ、今回の機械エージェント間の交渉は失敗と判断されるため、 J_{jk_i} を CB_{jk}^J に記録し、Step 4.2に戻る。

Step 4.4

該当制約工程が改善されず、機械エージェント間の交渉を終了させ、Step 3に戻る。

4. 数値実験

提案手法の有効性を検証するために、メタヒューリスティック手法であるタブーサーチ(TS)との比較を行う。タブーサーチはGloverら^{6,7)}とChenら⁸⁾の提案にもとづいて設計する。

4.1 タブーサーチ

提案手法と同じ、dispatching rule SPTによって初期解 σ_0 を生成する。TSには、初期解 σ_0 、現在解 σ 、best-so-far最良解 σ_b および探索解 σ_n の4つの解が存在する。探索過程では現在解と最良解は探索解によって更新され、アルゴリズム終了時に出力される。探索解 σ_n が最良解 σ_b より優れる場合、タブーリストの記録とは関係なく最良解の更新を行う。願望水準とは、このための水準である。終了条件は、設定された繰返し回数の中で、それに達したらアルゴリズムは自動的に終了する。

近傍 $N(\sigma)$ は、Chenら⁸⁾の提案にもとづいて第一工程について定義する。第一工程でのジョブの加工順序はスケジュール全体に最も影響を与えるため、第一工程にのみTSを適用し、第二工程以降についてはFirst Come First Served (FCFS) ruleで処理する手法が有効であることが

Chenら⁸⁾により確かめられている。

タブーの記録・更新について、best-fit探索戦略によって得たジョブペア (J_i, J_j) を記録し、First In First Out (FIFO) rule によって更新する。タブーリストのサイズ (タブー長) は、本研究では7に設定する。

提案手法と比較するために、同様に予定納期遅れ和 D_{sum} と在庫時間ばらつき I_{dis} の二つの目的関数を設定する。近傍内の最小値を探索し、下記の規則の1つを満足すれば、探索解 σ_n で最良解 σ_b を更新する。

$$D_{sum}^{i+1} < D_{sum}^i;$$

$$D_{sum}^{i+1} = D_{sum}^i \text{ の場合, } I_{dis}^{i+1} < I_{dis}^i;$$

4.2 結果と考察

数値実験は以下のような環境で行われた。実験データとして使用した Taillard⁹⁾ により提案されたベンチマーク問題を Table 1 に掲載する。TSと提案手法とを対等比較するために、提案手法の予定納期遅れ和 D_{sum} がちょうど0になった時点での緩和納期 D_t をTSの納期として計算する。また、TSの終了条件として、提案手法の計算時間の3倍と設定する。Table 2にTSを実験データに適用した場合の計算終了時間を記載する。

Table 1のベンチマーク問題を用いて、提案手法とTSの納期遅れ和 D_{sum} と在庫時間ばらつき I_{dis} を計算した結果を Table 3と Table 4に記載する。

Table 3と Table 4により、下記のような2点の結論が得られる。

(1) 小規模の3事例について、提案手法はTSより劣っている。TSは提案手法と同様に、第一基準である緩和納

期の遅れ和 D_{sum} が0に達した時点で、第二基準である在庫時間ばらつき I_{dis} がより優れた解を探索できた。

(2) 中・大規模の6事例について、提案手法はTSより優れている。TSは提案手法の3倍の計算時間をかけても、緩和納期の遅れ和 D_{sum} が0にならなかった。事例によっては D_{sum} が0になっているが、第二基準である在庫時間ばらつき I_{dis} が劣っている。

上記の結論により、提案手法は、GloverらとChenらの提案にもとづいたTSより、中規模と大規模のベンチマーク問題について、有限の計算時間内の解の品質が優れていることが実証された。もちろん、本研究で使用したTSは標準的なものであり、その導出解の質を工夫することにより、提案手法との優劣関係は逆転が生じることも考えられる。しかし、いつ計算を終了させても、その時点までの最良解を得られる観点からみれば、提案した2段階TZBMアプローチはより現場ニーズを満たせると考えられる。

Fig. 5に、5工程100ジョブ問題について、第一の基準である予定納期遅れ和の途中経過を示す。提案手法の解探索の収束性を表し、短時間で解を収束させる提案手法の特徴が確認できる。さらに、提案手法は一般的な局所探索法とは異なり、すぐに局所解に陥ることなく、漸次的に解を改善していることがわかる。すなわち、工程と機械の2段階エージェント間の協調交渉により、システムがデッドロックに陥りにくくなると考えられる。また、制約の緩和により、デッドロック状態からの脱出が容易になるとも考えられる。

Table 1. Experiment data of proposed method.

Data	Process and Job Number.	Machine Number	D_0	ST
small scale	5processes 20jobs	Integer of 3~4	458	688
	10processes 20jobs		824	1244
	20processes 20jobs		1197	1797
middle scale	5processes 50jobs	Integer of 5~7	543	823
	10processes 50jobs		795	1195
	20processes 50jobs		1350	2030
lager scale	5processes 100jobs	Integer of 8~10	732	1102
	10processes 100jobs		1020	1530
	20processes 100jobs		1505	2265

Table 2. Experiment data of TS.

Data	Benchmark problem	D_t	Computation time $T \times 3(\text{Sec.})$
small scale	5processes 20jobs	503	18
	10processes 20jobs	844	15
	20processes 20jobs	1399	192
middle scale	5processes 50jobs	609	483
	10processes 50jobs	875	1683
	20processes 50jobs	1482	3306
lager scale	5processes 100jobs	826	6765
	10processes 100jobs	1079	27405
	20processes 100jobs	1528	18588

Table 3. Comparison of total tardiness D_t .

Data	Benchmark problem	Total tardiness of relaxed due date				
		Proposed T	TS $T \times 0.5$	TS $T \times 1.0$	TS $T \times 1.5$	TS $T \times 3.0$
small scale	5processes 20jobs	0	0	0	0	0
	10processes 20jobs	0	0	0	0	0
	20processes 20jobs	0	0	0	0	0
middle scale	5processes 50jobs	0	22	22	22	22
	10processes 50jobs	0	98	80	70	70
	20processes 50jobs	0	15	14	14	14
lager scale	5processes 100jobs	0	11	8	8	8
	10processes 100jobs	0	45	45	39	19
	20processes 100jobs	0	2	2	0	0

Table 4. Comparison of variation of inventory time.

Data	Benchmark problem	Variation of inventory time				
		Proposed T	TS $T \times 0.5$	TS $T \times 1.0$	TS $T \times 1.5$	TS $T \times 3.0$
small scale	5processes 20jobs	334	357	299	299	299
	10processes 20jobs	482	435	435	435	404
	20processes 20jobs	603	447	447	447	447
middle scale	5processes 50jobs	495	458	458	458	458
	10processes 50jobs	461	581	501	546	546
	20processes 50jobs	697	709	709	709	709
lager scale	5processes 100jobs	666	682	742	742	742
	10processes 100jobs	799	833	833	763	819
	20processes 100jobs	918	953	953	967	967

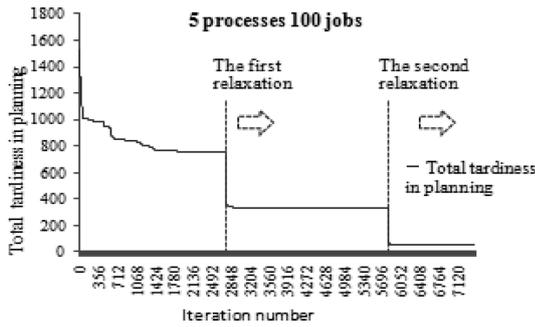


Fig. 5. Search process of solution space for the proposed method.

5. 対話型意思決定支援

本研究では、予定納期遅れ和 D_{sum} と在庫時間ばらつき I_{dis} の両目的に着目する。 D_{sum} を最小にする事の優先順位を常に I_{dis} より高く設定して実行可能解を求めた。しかし、多様な現場ニーズにより、計算結果として得られた解が、必ずしも運用者にとって満足できる解とは限らない。運用者は単なる最適解の実行より、自分の価値観に合う解をより広く探索してから、納得のできる解を選ぶことを望む。

運用者にとって、解の妥当性を納得するためには、提示されている解の前提となっている複数基準の間の優先関係とトレードオフ構造について再考し、仮にこれらを変化させた場合に、生産計画としての提示解がどのように変化するかを知ることによって、逆に自身の価値基準を探索的に見出していけるような仕組みが望ましいと考えられる。

本研究では、熟練した運用者の経験知とシステムの計算知を融合した対話型意思決定支援システムを提案する。運用者との対話によって、システムはその価値判断を解の探索プロセスに取り入れ、運用者に固有な選好情報にもとづいて解の提示を行う。提示を受けた運用者は自らの希求するスケジュールとの比較に基づいて、目的間のトレードオフ構造を変更し、これを受けてシステムが解の再提示を行うプロセスを繰り返す。

5.1 希求水準

対話型意思決定支援システムを構築するために、運用者の価値判断を反映できる仕組みを組み込むことが重要である。人間の意思決定は、その行動原理にもとづけば、必ずしも最適化ではなく、満足化によるとする方が妥当であろう。いわゆる、これ以上ならば満足できるという希求水準の達成を目標として意思決定がなされる¹⁰⁻¹²⁾。先行研究では、この希求水準法による対話型多目的計画法が提案され、最も操作性がよいとされている¹³⁾。

5.2 数値実験

本研究では、出荷時刻 ST に関わるメイクスパン MS と在庫時間ばらつき I_{dis} の二つの競合関係を持つ目的関数を

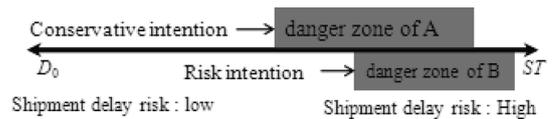


Fig. 6. Desiring level of the operators A and B.

扱っている。多様な現場ニーズにより、両目的の優先順位が異なる場合もある。ここでは、対話型意思決定支援手法を検証するために、メイクスパン MS を第一の基準、在庫時間ばらつき I_{dis} を第二の基準とする現場ニーズを例として、異なる立場にある運用者 A と B が、それぞれシステムとの対話によっておのおのの価値観に合致する解を見つけることを示す。Fig. 6 に示すように、保守的志向の運用者 A は出荷遵守を重視し、在庫コストは高くなってよいと考える。運用者 A のメイクスパン MS の希求水準 f_{MS}^* の上限は D_0 と ST の間の 50% の所にある。それに対して、リスク志向の運用者 B は在庫コストを重視し、多少は出荷遅延リスクが高くなってよいと考える。運用者 B のメイクスパン MS の希求水準 f_{MS}^* の上限はその間の 75% の所にある。

$$\text{Upper bound of } f_{MS}^* \text{ for A} = D_0 + (ST - D_0) \times 0.5$$

$$\text{Upper bound of } f_{MS}^* \text{ for B} = D_0 + (ST - D_0) \times 0.75$$

希求水準 f_{MS}^* を取り入れた後、システムはこれにもとづいて解の再提示を行うことになる。この際の計算については、提示された希求水準を以下の手順に従い、解探索の仕方を変更する。制約工程のリードタイムが悪化しない限り、下記の評価条件の一つを満足すれば、工程エージェント間の協調交渉が成立する。

$$D_{sum}^{t+1} < D_{sum}^t ;$$

$$D_{sum}^{t+1} = D_{sum}^t \text{ の場合, } I_{dis}^{t+1} < I_{dis}^t ;$$

$$\max\{MS^{t+1}, MS^t\} \leq f_{MS}^* \text{ の場合, } I_{dis}^{t+1} < I_{dis}^t ;$$

以上の手順により、再提示された解に対して、運用者は継続的に希求水準の指定を行いながら、それによってメイクスパン MS と在庫時間ばらつき I_{dis} の両目的がどのように変化するかを確認しながら、対話を通じて自らにとって満足の出来る希求水準を見いだすことになる。数値実験では、式(15)と(16)を用いてメイクスパン MS の変化率 v_{MS} と在庫時間ばらつき I_{dis} の変化率 v_{dis} を定義する。

$$v_{MS} = \frac{MS^{before} - MS^{after}}{\max\{MS^{before}, MS^{after}\}} \dots\dots\dots(15)$$

$$v_{dis} = \frac{I_{dis}^{before} - I_{dis}^{after}}{\max\{I_{dis}^{before}, I_{dis}^{after}\}} \dots\dots\dots(16)$$

運用者 A との対話過程を Fig. 7 に記載、横軸はメイクスパンで、縦軸は在庫時間ばらつきである。まず、システムは最初にメイクスパン MS を基準とする最適解(609,495)を

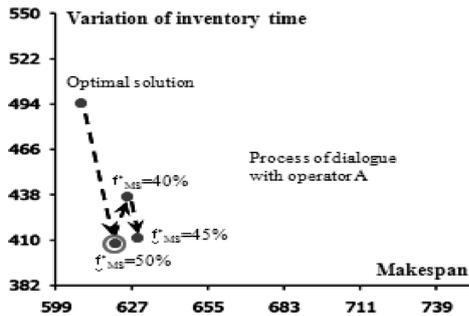


Fig. 7. Process of dialogue with operator A.

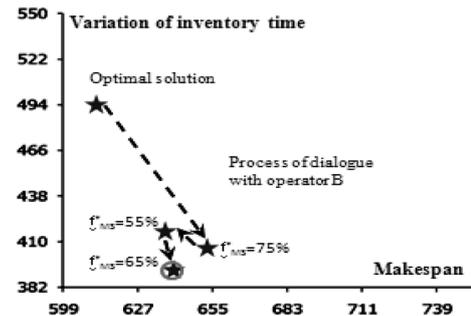


Fig. 8. Process of dialogue with operator B.

提示した。(609,495)との比較対象がないため、Aは満足状況に至らない。次に、Aは在庫時間ばらつき I_{dis} をどこまで改善できるのかを見るために、メイクスパン MS を最大限まで犠牲にしてもよいと考えた。希求水準を $f_{MS}^*=50\%$ ($>23.6\%$)に調整して試した結果、(622,408)が提示された。Aは(622,408)を(609,495)と比較し、メイクスパン MS の悪化より在庫時間ばらつき I_{dis} が大きく改善されたため、満足状況となった。その後、Aは在庫時間ばらつき I_{dis} の改善効果が十分であり、メイクスパン MS の犠牲量が少ないスケジュール解を探索しようと考え、23.6%と50%の間の $f_{MS}^*=40\%$ ($>23.6\%$)に希求水準を調整し、計算した解は(625,436)であった。Aは(625,436)を(622,408)と比較し、両目的とも悪くなったため、満足状況でなくなった。また、Aは恐らく23.6%と40%の間に良い解が得られないと考え、40%と50%の間の $f_{MS}^*=45\%$ ($>29.3\%$)に希求水準を調整して、計算した解は(627,412)であった。Aは(627,412)を(625,436)と比較し、メイクスパン MS の悪化より在庫時間ばらつき I_{dis} が大きく改善されたため、満足状況となった。さらなる改善が少ないと考え、Aはメイクスパン MS の調整に関する対話を終了させた。最後に、運用者Aは満足状況にある(622,408)と(627,412)の2つの解より、(622,408)を最も満足する解として選出した。

運用者Bとの一連の対話過程をFig. 8に記載する。Bは最終的に $f_{MS}^*=65\%$ の計算解(641,394)を満足解として選出した。

保守的志向の運用者Aとリスク志向の運用者Bのそれぞれは、システムとの対話を通じて、対話前のシステムによる算出した最適解(609,495)より出発し、それぞれの価値観に合う満足解(622,408)と(641,394)を得ることができた。なお上記の実験では、システム運用者の多様な価値観の一例として、出荷時刻遵守を在庫時間のばらつきより優先すべきであると考えている状況を取り挙げたが、両属性の優先関係が入れ替わる状況を想定する場合も同一の手順で実行可能である。数値実験により、対話型意思決定支援解法は有効であると考えられる。

6. 結論

提案手法は「有限の計算時間内の解の品質」の観点より、中規模と大規模の生産問題に対して、有効であることがわかった。提案手法は

(1)制約工程の改善と解消に伴い、工程全体の最適化が達成される、(2)制約条件の緩和によって解空間の多様性が増え、局所最適解から脱出する機会が生まれ、継続的な解の改善が実現される、(3)任意時刻に計算を終了させても、それまでで最も良い解が得られる、の3点において特徴を有する。

さらに、多様な現場ニーズとシステム運用者の個人選好の差異に対して柔軟に対応するために、2段階TZBMアプローチを拡張し、運用者の価値判断を解の探索プロセスの中に取り入れながら、局所的な選好情報に基づいて解の提示を行っていく対話型意思決定支援システムを開発した。数値実験により、熟練した運用者の経験知とシステムの計算知を融合することで、少ない試行回数で自らの価値観に合致する満足解を得ることができると示した。

文 献

- 1) T.Iwatani: *CAMP-ISIJ*, **22** (2009), 994.
- 2) Y.Tian, Y.Liu, N.Sannomiya and K.Shimohara: Proc. of Int. Manufacturing & Logistics Systems, Technical Session III-1, (2005), 1.
- 3) Y.Liu, Y.Tian and T.Sawaragi: *J. Jpn. Soc. Fuzzy Theory Intelligent Informatics*, **18** (2006), No. 6, 837.
- 4) P.Hui, Y.Tian, T.Sawaragi, H.Nakanishi and Y.Horiguchi: 第35回知能システムシンポジウム資料, 東京, (2008), 31.
- 5) S.Suzuki and T.Enkawa: *J. Jpn. Ind. Manage. Assoc.*, **52** (2001), 163.
- 6) H.Iima, S.Nakayama and N.Sannomiya: 第27回知能システムシンポジウム資料, 東京, (2000), 67.
- 7) F.Glover: *ORSA Journal on Computing*, **1** (1989), 190.
- 8) F.Glover: *ORSA Journal on Computing*, **2** (1990), 4.
- 9) L.Chen, L.Xi, J.Cai, N.Bostel and P.Dejax: *J. Zhejiang University Science A*, **7** (2006), 234.
- 10) E.Taillard: *Euro. J. Operational Res.*, **64** (1993), 278.
- 11) H.Nakayama: *Trans. Operations Res. Soc. Jpn.*, **33**, (1988), 375.
- 12) H.Nakayama: *Trans. Operations Res. Soc. Jpn.*, **35** (1996), 343.
- 13) H.Kita and Y.Oda: 1996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, 東京, (1996), 36.