共通バッファ制限付きジョブショップスケジューリング問題の解法*

傅 貴[†]・趙 勇[‡]・三宮 信夫[§]

A Method for Solving Jobshop Scheduling Problems with Limited Common Buffers*

Gui FU[†], Yong ZHAO[‡] and Nobuo SANNOMIYA[§]

A new jobshop scheduling problem with limited common buffers is dealt with in this paper. The standard genetic algorithm is not applicable to the present problem for deadlocks led by buffer constraints. A new algorithm is proposed by combining the genetic algorithm (GA) with a semi-active decoding which avoids deadlocks and satisfies the buffer constraints. Some benchmark problems appending with buffer constraints are tested by both the proposed GA and the multi-start local search method (MLS). Computation results show that the proposed GA outperforms MLS well. Computation is also made by varying the number of common buffers. These results are compared among the available results of the no-buffer jobshop problem and the normal jobshop problem. Consequently the results of the proposed GA are satisfactory.

1. はじめに

多品種少量生産の時代において、製造現場は様々な製造要求に対応できることが求められている。機械の使用順序が製品によって異なるジョブショップ工程では、定められた機械の物理条件のもとで、製造工程途中で仕掛品を一時的に収納するバッファが通常設置されている。これまでの多くの研究では、このようなバッファに対して制約条件などを考慮することなく、バッファ容量は無限であると仮定されてきた[1,2]。しかしバッファの使用に大きいコストが掛かる製造現場や限られたバッファしか使えない現場では、バッファの使用を最小限に抑えることや、限られたバッファ条件の中で最大限の製造効率

を実現することが求められている。本研究はこのようなバッファ制限付きジョブショップスケジューリング問題を対象にしている。

ジョブショップ問題はNP困難な問題として知られ、これまで多く研究されてきた。この問題にバッファ無しの制約を付加した問題に対しては、Ramaswamyら[3]が整数計画法、Liljenvall[4,5]がオートマトンやペトリネットにA*アルゴリズムを用いた方法、またMatiら[6]やZhaoら[7]、傅ら[8]はタブサーチや遺伝アルゴリズム(GA)に基づく方法を提案している。一方、待ち時間無しジョブショップ問題に対しては、Brizuelaら[9]がGAによる解法を示した。さらに繰返し型生産で各機械にはそれぞれ専用のバッファが存在し、バッファ容量に制限があるスケジューリング問題に対して、玉置ら[10,11]は混合整数計画問題やタイムペトリネットモデルとして扱い、分離グラフや分枝限定法などを用いた解法を示した。しかし機械間で共通に利用可能なバッファが存在し、そのバッファに制限がある問題を扱ったものはなかった。

本研究は、まず共通バッファ制限付きジョブショップ問題を定義する。次に問題特有のデッドロックを回避したセミアクティブなデコーディング手法を実装した遺伝アルゴリズムを提案する。また提案アルゴリズムを用いて、いくつかのベンチマーク問題に共通バッファの制限を加えた問題を作成してその解計算を行う。また、単純多スタート局所探索法(MLS)を適用して、提案アルゴ

* 原稿受付 2003年6月20日

[†] 京都工芸繊維大学 大学院 工芸科学研究科 Graduate School of Science and Technology, Kyoto Institute of Technology; Matsugasaki, Sakyo ward, Kyoto city, Kyoto 606-8585, JAPAN

[‡] (株) セゾン情報システムズ システム技術センター System Technology Center, Saison Information Systems Co., LTD; Higashi-Ikebukuro, Toshima ward, Tokyo 170-6021, JAPAN

[§] 京都工芸繊維大学 名誉教授 Professor Emeritus of Kyoto Institute of Technology; Matsugasaki, Sakyo ward, Kyoto city, Kyoto 606-8585, JAPAN

Key Words: jobshop scheduling, limited buffers, genetic algorithm, deadlock, reference chain graph.

リズムと結果を比較する。その結果、本提案手法はバッファ制限付き問題に対して、大変優れた結果を示すことがわかった。さらに、バッファ制限無し問題やバッファ無し問題に対して提案された方法で得られている結果と比較した結果、本提案手法で得られている結果が適切であることがわかった。これらの計算結果より、規模の比較的大きい問題でも、少ないバッファ数でバッファ制限無し問題の最適値に近い目的関数値が得られることが示された。

2. 問題の記述

N 個のジョブと M 台の機械が存在する。ジョブ i に Y_i 個の作業 ρ_{ij} が存在する。ここで、 $i \in \mathbf{P} := \{1, 2, \dots, N\}$, および $j \in \mathbf{Q}_i := \{1, 2, \dots, Y_i\}$ とする。作業 ρ_{ij} の使用機械および処理時間はそれぞれ μ_{ij} および t_{ij} である。作業 ρ_{ij} は j の小さい順に処理されるものとする。さらに、各作業は中断が許されないとする。仕掛けジョブは処理中作業が終了後、直前に使用した機械で待機するか、次の処理機械あるいは空の共通バッファへ移るものとする。バッファはジョブを基本単位として 1 個のバッファには 1 個のジョブを収納するものとする。バッファの総個数を BF とする。

ここで、いくつかの変数を定義する。作業 ρ_{ij} の実行開始時刻を s_{ij} とする。 $\alpha_{ij}(t)$ は、作業 ρ_{ij} から作業 ρ_{ij+1} に移る間、時刻 t におけるジョブ i のバッファ使用状態を表し、次式で定義する。なお、時刻 t は離散量とする。

$$\alpha_{ij}(t) = \begin{cases} 1 & \text{時刻 } t \in (s_{ij} + t_{ij}, s_{ij+1}) \\ & \text{においてジョブ } i \text{ が} \\ & \text{バッファを使用するとき} \\ 0 & \text{時刻 } t \in (s_{ij} + t_{ij}, s_{ij+1}) \\ & \text{においてジョブ } i \text{ が} \\ & \text{バッファを使用しないとき} \end{cases} \quad (1)$$

$$\forall i \in \mathbf{P}; \forall j \in \mathbf{Q}_i - \{Y_i\}$$

β_{ij} は作業 ρ_{ij} から作業 ρ_{ij+1} の間、ジョブ i がバッファに滞留した時間を表し、次式で与えられる。

$$\beta_{ij} = \sum_{t \in (0, \infty)} \alpha_{ij}(t), \quad \forall i \in \mathbf{P}; \forall j \in \mathbf{Q}_i - \{Y_i\} \quad (2)$$

目的は次式で表される makespan c_{max} の最小化である。よって、本問題は次のように表される。

$$\text{minimize } c_{max} = \max_{i \in \mathbf{P}} \{s_i Y_i + t_i Y_i\} \quad (3)$$

subject to

$$s_{ij} \geq 0, \quad \forall i \in \mathbf{P}; \forall j \in \mathbf{Q}_i \quad (4)$$

$$s_{ij} + t_{ij} + \beta_{ij} < s_{ij+1}, \quad \forall i \in \mathbf{P}; \forall j \in \mathbf{Q}_i - \{Y_i\} \quad (5)$$

If $\mu_{ij} = \mu_{qr}$ then

$$s_{ij} + t_{ij} < s_{qr} \text{ OR } s_{qr} + t_{qr} < s_{ij} \\ \forall i, q \in \mathbf{P}; i \neq q; \forall j \in \mathbf{Q}_i; \forall r \in \mathbf{Q}_q \quad (6)$$

If $\mu_{ij} = \mu_{qr}$ and $s_{ij} > s_{qr}$ then

$$s_{ij} > s_{qr+1} - \beta_{qr} \\ \forall i, q \in \mathbf{P}; i \neq q; \forall j \in \mathbf{Q}_i; \forall r \in \mathbf{Q}_q - \{Y_q\} \quad (7)$$

$$\sum_{i \in \mathbf{P}; j \in \mathbf{Q}_i - \{Y_i\}} \alpha_{ij}(t) \leq BF, \quad \forall t \in (0, \infty) \quad (8)$$

制約条件について、(4) 式および (5) 式はそれぞれ作業開始時刻および作業開始順序の制約を表す。(6) 式は作業の途中で中断が許されないことを表す。(7) 式は作業が機械から機械へ移るとき、移動先の機械が空いている条件を示す。(8) 式はバッファ数の制限を表す。

なお (5) 式 ~ (7) 式は、等号の付かない条件式となっている。通常各作業の開始や終了にはセットアップタイムが必要であるが、本研究では作業のマシン間移動およびマシンとバッファ間の移動に掛かる時間は処理時間に比べて十分に小さいものとして扱う。

3. デッドロック

共通バッファ制限付きジョブショップ問題には、問題特有のデッドロック状態が発生することがある。デッドロック状態に陥ると、以下に述べるように、スケジュールは実行不可能になる。

まず二つの機械 μ_{ij} と μ_{qr} で稼働中のジョブ i と q (それぞれの稼働中の作業は ρ_{ij} と ρ_{qr}) が次に使用しようとする機械、すなわち次の稼働予定機械はそれぞれ相手の機械であるとすれば、(7) 式より次の関係が成り立つ。

$$\left. \begin{aligned} s_{ij+1} &> s_{qr+1} - \beta_{qr} \\ s_{qr+1} &> s_{ij+1} - \beta_{ij} \end{aligned} \right\} \quad (9)$$

(1) 式および (2) 式による β_{ij} の非負条件および (9) 式より、 β_{qr} と β_{ij} の少なくとも一方は正の値をとる必要がある。このとき、仮にすべてのバッファが使用されていて、かつバッファにある任意のジョブの次の稼働予定機械は機械 μ_{ij} か μ_{qr} のどれかであるとする。いま、バッファ内にあるジョブの中で次の最速稼働予定作業を ρ_{ab} とし、その稼働予定時刻を T_{ab} 、稼働予定機械を μ_{ij} とする。

まず $\beta_{ij} > 0$ とする。このとき、ジョブ i がバッファを使用開始する時刻を T_{ij} とする。ジョブ i がバッファを使用するためには $T_{ij} > T_{ab}$ でなければならない。一方ジョブ a が機械 μ_{ij} で処理されるには $T_{ab} > T_{ij}$ でなければならない。これは明らかに矛盾する。

つぎに、 $\beta_{ij} = 0$ とするならば、ジョブ i がバッファを使用しないので、次の稼働予定機械 μ_{qr} で処理されることになる。一方このとき $\beta_{qr} > 0$ であるから、ジョブ q がバッファを使用し、その開始時刻を T_{qr} とすれば、 $s_{ij+1} > T_{qr}$, $T_{qr} > T_{ab}$ でなければならない。一方、作業 ρ_{ab} が μ_{ij} で処理されるためには、 $T_{ab} > s_{ij+1}$ でなければならない。ここでも矛盾が生じる。

このような状態をデッドロック状態という。デッドロック状態になると、スケジュールは実行不可能となる。よつ

て、共通バッファ制限付きジョブショップ問題の可能解を生成するには、スケジュール作成時にデッドロック状態に陥らないように配慮する必要がある。

4. デッドロックの検知

デッドロックは下記に述べる機械参照ジョブチェーン図を作成することで、容易に見つけることができる。

Fig. 1 のようにジョブを節点で表し、あるジョブ (例えばジョブ i) が他のジョブ (例えばジョブ q) の使用機械が空くのを待っているとき、ジョブ i から q へ有向枝を描く。このとき、ジョブ q をジョブ i の機械参照ジョブとよぶ。同様のことをすべてのジョブに対して行い、得られる有向グラフを機械参照ジョブチェーン図とよぶ。有向枝が出ていない節点を終端ジョブとよぶ。終端ジョブは次に必要とする機械が空いているので、直ちにスケジュール可能である。なお、終端ジョブの次の稼働予定作業を終端作業とよぶ。機械参照ジョブチェーン図において、有向枝を介してつながっているジョブおよび有向枝の一部または全部がループを構成している場合、そのジョブおよび有向枝をループチェーンとよぶ。Fig. 1 には二つのループチェーンが存在する。

Fig. 1 Machine reference job chain graph ($BF=3$)

全部のバッファが使用されて、かつバッファにあるジョブから出ている有向枝がすべてループチェーン上の節点を指すならば、スケジュールは上に述べたようにバッファと機械が互いの空きを待つという矛盾した状態に陥っているので、デッドロックとして検知される。Fig. 1 は三つのバッファを持つスケジュールにおけるデッドロックの一例である。

5. GA による解法

これまでの研究 [1,2,7,8] で、GA はバッファ制限無しおよびバッファ無しジョブショップ問題において、有効な解法であることが示されているので、本問題に対しても、GA の適用を試みる。

5.1 個体表現

ジョブショップ問題に対して、種々の個体表現法 [1] が提案されているが、本研究では、作業を当該ジョブのジョブ番号で表し、そのジョブ番号の順列で個体の遺伝子型を表現する。このとき、ジョブ i の部分順列において、 j の昇べきの順に i を作業 ρ_{ij} で置き換えることにより、一

意に作業順列が得られる。

4 ジョブ 3 機械問題 ss[3] の個体表現の一例を以下に示す。

$$[1,4,4,3,1,2,1,4,3,3,2,2] \quad (10)$$

このときの作業順列は、次のように得られる。

$$[\rho_{11}, \rho_{41}, \rho_{42}, \rho_{31}, \rho_{12}, \rho_{21}, \rho_{13}, \rho_{43}, \rho_{32}, \rho_{33}, \rho_{22}, \rho_{23}] \quad (11)$$

後述の例示のために、問題 ss のパラメータを付録 1 に示す。

5.2 デコーディング方法

上記の個体表現を実際の生産現場で用いるスケジュールに変換するには、下記のデコーディング法を用いる。

まず、作業のスケジュールとは各作業の機械における処理開始時刻を定めること、あるいは作業が機械で処理されるまえに当該のジョブがバッファを使用する場合、そのバッファの使用開始時刻および使用終了時刻を定めることをいう。作業のスケジュールを行うために、作業の集合をスケジュールの進行状態に応じて、三つの集合 A, B および C に分ける。集合 A は機械における処理開始時刻が定まった作業の集合である。集合 A 以外の作業のうち、集合 B はバッファにあるジョブの次の処理予定作業の集合である。集合 C は集合 A および B のいずれにも入らない作業の集合である。

作業のスケジュールは、作業を集合 C から集合 A か B に、あるいは集合 B から集合 A に移す操作にほかならない。ここで、(i) 集合 C の作業のうち直前の作業が集合 A に属する作業、および (ii) 集合 B の作業で構成する集合をスケジュール候補作業集合 (集合 O) とよぶ。なお、集合 A 中の要素はスケジュールされた順番で順序付けられているとする。

個体表現をスケジュールに変換する基本的な手順を Fig. 2 に示す。それはつぎの通りである。まずデコーディングは与えられた集合 B および C からスケジュール候補作業集合 O を生成する。つぎに、バッファや機械の空状態に依存して、スケジュール方法を三つのケースに分ける。もしもバッファが空いているなら、集合 O より一定の優先則に沿って、スケジュール対象作業を決定する。対象作業の稼働予定機械が空いているなら、直ちにその機械にスケジュールする (Fig. 2(a) のケース)。機械が空いていないなら、機械を使用しているジョブをその処理中作業が処理終了後にバッファに退避させ、対象作業を機械にスケジュールする (Fig. 2(b) のケース)。もしもバッファが空いていないなら、集合 O の終端作業で構成する集合 S より一定の優先則に沿って、スケジュール対象作業を決定する。そして、対象作業を稼働予定機械にスケジュールする (Fig. 2(c) のケース)。

デコーディングの途中でデッドロックが検出された場

Fig. 2 Three cases for fundamental scheduling procedure

合、直前のスケジュール操作でスケジュールした作業(すなわち集合 A の最後の作業、さらにその作業が Fig.2(b) のケースによってスケジュールされたなら、バッファにスケジュールされた作業も含めて)を元の集合に戻し、スケジュールをやり直すが、この集合 A の最後の作業を次のスケジュール操作で使わないようにマスクする。その作業のことをマスク作業 x という。

このようにすべての作業が機械にスケジュールされるまでに、すなわち集合 A にセットされるまでに、上記の操作を繰り返すが、計算時間の節約のために、デッドロックの発生回数を n_r^* 回までしか許容しないものとする。それ以上デッドロックが発生すると、その個体は便宜上スケジュール不可能として扱う。

集合 A , B および C が与えられている場合、具体的なデコーディングの手順を以下に示す。なお、作業 y はデコーディングが Fig.2 のケース (b) に沿って実行される時、バッファにセットされる作業 ρ_{qr} とし、それ以外のケースのとき、NULL とする。

- ステップ 1 作業 x および y を NULL とする。デッドロック発生回数を $n_r = 0$ とする。
- ステップ 2 集合 B および C より、集合 O を生成する。集合 O をもとに、機械参照ジョブチェーン図を作成する。
- ステップ 3 機械参照ジョブチェーン図でデッドロック検知をし、デッドロックが検知されれば、ステップ 9 へ移る。
- ステップ 4 空バッファがなければ、ステップ 7 に移る。空バッファがあれば、集合 O から一定の優先則に基づいて、マスク作業 x 以外のスケジュール対象作業 ρ_{ij} を決定する。このとき、もしもそのような ρ_{ij} が存在しないなら、集合 A の最後の作業 ρ_{lm} および ρ_{lm} をスケジュールしたときの作業 y を元の集合に戻し、 $x = \rho_{lm}$ とする。ステップ 2 に移る。 ρ_{ij} が存在するなら、ステップ 5 に移る。
- ステップ 5 ρ_{ij} が集合 O の機械参照ジョブチェーン図

の末端作業でなければ、ステップ 6 に移る。末端作業ならば、作業を機械にスケジュールし、集合 A にセットする。 $y = \text{NULL}$ とする。ステップ 8 に移る。

ステップ 6 一定の基準に基づいてスケジュール対象バッファを選出し、 ρ_{ij} の機械参照ジョブの次の処理予定作業 ρ_{qr} を対象バッファにスケジュールし、集合 B にセットする。 $y = \rho_{qr}$ とする。つぎに、 ρ_{ij} を機械にスケジュールし、集合 A にセットする。ステップ 8 に移る。

ステップ 7 集合 O の機械参照ジョブチェーン図の末端作業で集合 S を生成し、集合 S より一定の優先則に基づいて、作業 x 以外のスケジュール対象作業 ρ_{ij} を決定する。このとき、もしもそのような ρ_{ij} が存在しないなら、集合 A の最後の作業 ρ_{lm} および ρ_{lm} をスケジュールしたときの作業 y を元の集合に戻し、 $x = \rho_{lm}$ とする。ステップ 2 に移る。 ρ_{ij} が存在するなら、 ρ_{ij} を機械にスケジュールし、集合 A にセットする。 $y = \text{NULL}$ とする。

ステップ 8 $x = \text{NULL}$ とする。すべての作業が集合 A にセットされたら、デコーディングを終了する。そうでなければ、ステップ 2 に移る。

ステップ 9 $n_r = n_r^*$ ならば、当該個体をスケジュール不可能解として、目的関数を十分大きい値に設定し、デコーディングを終了する。

ステップ 10 $n_r = n_r + 1$ とする。集合 A の最後の作業 ρ_{lm} および作業 y を元の集合に戻し、 $x = \rho_{lm}$ とする。ステップ 2 に移る。

上記のアルゴリズムでステップ 5, 6, 7 のいずれかのステップが実行されると、一つの作業が機械にスケジュールされる。ステップ 6 ではさらに一つの作業がバッファにスケジュールされる。これらのステップの 1 回の実行を 1 回のスケジュール操作とよぶ。Fig.2 のケース (a), (b) および (c) はそれぞれステップ 5, 6 および 7 に当たる。

ステップ 3 のデッドロック検知の手順を以下に示す。

- ステップ 1 空バッファがあれば、ステップ 3 へ移る。
- ステップ 2 集合 B の機械参照ジョブがすべて集合 O の機械参照ジョブチェーン図のループチェーン上にあるなら、デッドロックが発生したとして、デッドロック検知を終了する。
- ステップ 3 デッドロックがないとして、デッドロック検知を終了する。

デコーディング手順のステップ 4 および 7 の優先則には種々の方法が考えられるが、本研究では簡単に個体表現上最も左の作業が所属するジョブを最優先とする。また、ステップ 6 の一定の基準は、ジョブ q とジョブ q を

参照するジョブの処理中作業の完了時刻の遅い方を基準値 T_L とすれば、空バッファの中からバッファの空開始時刻と T_L との差の絶対値が最も小さいバッファをジョブ退避先バッファとするように定める。

上記の手順からわかるように、本デコーディング法は、個体をセミアクティブスケジュールの空間へデコーディングする手法である。これはバッファ制限付き問題ではバッファ無し問題と同様、最適解が必ずしもアクティブスケジュール空間にないことが考えられるからである。

Fig. 3 は、(10) 式の個体がデコーディングによって生成された実行可能スケジュールのガントチャートである。このデコーディングには、1 回のデッドロックが発生している。なお、このデコーディングの詳細なステップが付録 2 に記してある。

Fig. 3 The Gantt chart of a feasible solution given by (10)

5.3 GA の全体アルゴリズム

本論文は Steady-state GA[12] を用いる。その全体アルゴリズムを以下に示す。

- ステップ 1** 世代を $k=0$ とする。ランダムな作業順列を持つ個体を g 個生成し、それを初期個体群 $\text{Pop}[k]$ とする。
- ステップ 2** g 個の個体からランダムに二つの個体を選び出し、それを親とする。二つの親で交叉を行い、二つの子個体を生成する。親を四つの個体の内、最もよい二つの個体に置き換える。同ステップを $g \cdot pc$ 回繰り返す。ここに、 pc は交叉確率である。
- ステップ 3** g 個の個体のおのおのについて、確率 pm で突然変異を行う。得られた子が親よりよい適応度を持つなら、親に置き換わる。
- ステップ 4** $k=k_{\text{end}}$ ならばそれまでに得られている適応度が最小の個体を問題の準最適解として計算を終える。否ならば、 $k=k+1$ としてステップ 2 へ戻る。

交叉則はオーダークロスオーバータイプの JOX[13] を適用する。突然変異則はスワップ (SWM)[13] とジョブベース変異則 (JBM)[13] を交互に使用する。5.2 節のデコーディング法は、5.3 節のアルゴリズムのステップ 2 および 3 において個体の適応度計算に使用される。

6. 本提案手法の性質

本デコーディング方法には以下のような性質がある。

このうち性質 1 および 2 は、バッファ無し問題に対するデコーディング方法 [8] における性質と同様に証明できるので、ここでは性質 3 に対してのみその証明を述べる。

【性質 1】 n_r^* を十分に大きい値に設定すれば、任意の個体 (遺伝子型表現) は実行可能解にデコーディングできる。

【性質 2】 任意のデコーディング可能な遺伝子型は唯一の表現型にデコーディングされる。

【性質 3】 任意のセミアクティブスケジュールには、デッドロックを起こさずに、デコーディングできる遺伝子型が存在する。

(証明) 任意のセミアクティブスケジュールに対して、まず以下のような個体を作成する。

作業をスケジュールにおける機械での処理開始時刻順に並べる。もしも開始時刻が同一の作業があれば、機械参照ジョブの次の処理予定作業の順番を先にする。ただし、同開始時刻にバッファを使用開始するジョブがあれば、そのジョブを機械参照するジョブの次の処理予定作業を、その他の作業より個体表現上の順番を先にする。このようにして得られた個体をデコーディングすると、デッドロックを起こすことなく、当該のセミアクティブスケジュールにデコーディングできる。□

例えば Fig. 3 のスケジュールに対して、つぎのような個体はデッドロックを起こさずにデコーディングできる。

$$[4, 1, 3, 4, 1, 1, 2, 4, 3, 3, 2, 2] \quad (12)$$

すなわち、作業 ρ_{12} および ρ_{42} の開始時刻は同一で、ジョブ 1 がジョブ 4 の機械参照ジョブであるが、その前にジョブ 1 がバッファを使用開始したので、 ρ_{42} を ρ_{12} の左に置けばよい。同様なことを ρ_{22} および ρ_{33} に対してもいえる。作業 ρ_{32} および ρ_{43} に関して、ジョブ 4 がジョブ 3 の機械参照ジョブなので、 ρ_{42} を左に置く必要がある。

7. 計算結果

本研究が扱う共通バッファ制限付き問題は他の文献で扱われていないので、バッファ無し問題を扱った文献 [7,8] で取り上げた問題にバッファの制限を付けて問題を作成した。Table 1 にその問題のサイズを示すが、これらの問題は文献 [14] で与えられたベンチマーク問題を修正したものである。

GA の各パラメータについては、これまでの研究 [7,8] で適当と思われる値を用い、 $g=400$, $pc=1.0$, $pm=0.05$, $n_r^*=200$ とする。世代数 k_{end} は、ss および ft06 が 200 世代、ft10 が 1000 世代、la36 が 2000 である。各問題に対してそれぞれ 20 回ずつ計算して結果を示す。計算に用いたコンピュータは Pentium III 850MHz のパソコンである。計算時間は 1 回の計算で ft10 が約 15 分、la36 が約 1 時間 30 分程度である。

Fig. 4 および Fig. 5 はそれぞれ ft10 および la36 の問題に共通バッファが一つ存在すると設定したときの計算過

Table 1 Benchmark problems

Problem	Size($N \times M$)
ss	4x3
ft06	6x6
ft10	10x10
la36	15x15

Fig. 4 Variation of makespan with generation (ft10, $BF=1$) Fig. 5 Variation of makespan with generation (la36, $BF=1$)

程の一例を示す. 同図に示す Makespan の値は各世代の最良個体の値である. 同図より世代数が増えるにつれ, 目的関数値が徐々に改善され, GA が良好に機能していることがわかる.

Fig. 6 は ft10 の問題において, バッファサイズ BF を変えて, 計算した準最適目的関数値の結果である. 図中の Average は 20 回試行の平均値, Minimum は 20 回試行の中の最良値を示す. 同図より, 与えられるバッファのサイズ BF が大きくなるにつれ, Makespan の目的関数値が徐々に小さくなることわかる. しかし, BF の値が 4 以上になると, それ以上 BF を増やしても, Makespan の改善につながらないことがわかった.

Fig. 6 には単純多スタート局所探索法 (MLS 法)[15] を用いた結果も示している. MLS に用いるデコーディング法は本研究で提案した方法である. 局所探索における近傍の設定は JBM の突然変異則を使用した. スタートの

Fig. 6 Comparison of suboptimal makespan for various values of BF between the proposed and MLS methods (ft10)

回数は 400 回であり, 目的関数の計算回数としては GA と同等な回数を掛けて計算を行った. 図より MLS 法は本研究で提案する GA より, 明らかに悪い結果を示すことがわかった. なお, MLS 法でこれ以上計算時間を増やしても, 目的関数値はあまり改善されなかった. さらに GA で得られた最終世代の解に MLS 法を適用したハイブリッド型アルゴリズムでも計算を行ったが, GA 単独で計算した結果と同程度か, それより優れた結果は得られなかった.

Table 2 は本論文で扱った問題で BF の値を種々に変化させたときの結果を示し, さらにバッファ無しジョブショップ問題 [3-8] および通常のバッファ制限無しジョブショップ問題 [1,16] の結果と比較したものである.

同表において $BF = \infty$ のとき (通常のジョブショップ問題) の結果は, それぞれの最適解である. 一方, $BF < \infty$ の問題で本手法の結果を参照すると, 問題 ss および ft06 に関して, それぞれ $BF \geq 1$ および $BF \geq 2$ で $BF = \infty$ に対する最適解を得ることができた. 問題 ft10 に関して, $BF \geq 6$ で $BF = \infty$ に対する最適解に近い良い解 $C_{max} \cong 930$ を得ることができた. 一方, 問題 la36 に関して, 本手法で得られる最良解は 1330 台に留まったが, これは本手法がセミアクティブスケジュールの解空間で解を探索しているからであると考えられる. 5 章でも述べたように, バッファ制限付き問題の最適解は必ずしもアクティブスケジュールではないので, 通常のジョブショップ問題で用いる GT のアクティブデコーディング法より悪い結果を得るのは, やむを得ないと考えられる.

さらに, 本手法で計算したバッファ制約付きジョブショップ問題の結果は, すべて現在得られているバッファ無し問題 ($BF = 0$) およびバッファ制限無し問題 ($BF = \infty$) の結果の間にあることがわかった. このことは本手法の計算結果が適切であることを意味する.

本手法で $BF = 0$ として計算した結果を, バッファ無しジョブショップ問題に特化した方法 [8] で計算した結果と比較すると, ss および ft06 の問題では同一

Table 2 Comparison of C_{max} among various BF values

BF	$C_{max}(\text{best/mean})$			
	ss	ft06	ft10	la36
0	512/512	69/69	1198/1242	1950/2031
1	427/427	60/60	1059/1115	1679/1750
2	427/427	55/57	998/1037	1486/1715
3	427/427	55/55	964/1006	1368/1445
4	427/427	55/55	951/ 981	1357/1391
5	—	55/55	946/976	1357/1387
6	—	55/55	937/982	1334/1369
7	—	—	937/977	1334/1367
8	—	—	934/975	1331/1358
9	—	—	937/983	1331/1362
10	—	—	937/980	1331/1363
11	—	—	—	1334/1362
12	—	—	—	1331/1367
13	—	—	—	1337/1361
14	—	—	—	1334/1360
15	—	—	—	1331/1368
∞	427/-	55/-	930/-	1268/-

Notes: The result for $BF=0$ was obtained from[3–8].
The result for $BF=\infty$ was obtained from[16].

の結果が得られたが、問題 ft10 では本手法によると best/mean=1334/1472 となり、[8] による方法より劣る結果を得た。この理由は、バッファ無しジョブショップ問題では、スケジュール対象作業を機械参照ジョブチェーンの終端作業に限定してデコーディングできるから、デッドロックの発生回数が大幅に減り、実行可能解が得られやすいからである。同様な理由で問題 la36 においては、本手法ではデッドロックの発生頻度が高くて、実行可能解が得られなかった。なお、文献[8]では、GA パラメータ g , pc および pm は本手法と同一値であるが、 $k_{end}=2000$ と設定している。また、 n_r^* は ss, ft06 および ft10 に対して 50, la36 に対して 100 と設定している。

計算結果のまとめとして、本提案手法はバッファ制限付きジョブショップ問題に対して、優れた結果を示すことができた。なお、バッファ無しジョブショップ問題および通常のバッファ制限無しジョブショップ問題に対しては、本手法で、それぞれ、 $BF=0$ および $BF=\infty$ とパラメータ設定をして適用するよりも、問題特有の性質を利用しておのおのの問題に提案された解法を用いる方が望ましいと結論付けられる。さらに、規模の比較的大きい問題でも、少ないバッファ数でバッファ制限無し問題の最適値に近い目的関数値が得られた。

8. おわりに

本論文では、機械間で共通に使えるバッファに制限がある共通バッファ制限付きジョブショップスケジューリ

ング問題を定義し、問題特有のデッドロック状態を回避したセミアクティブデコーディング方法を実装した遺伝アルゴリズムを提案した。提案アルゴリズムの性質を分析した後、いくつかのベンチマーク問題にバッファ制限を付けて例題を作成し、計算を行った。

単純多スタート局所探索法 (MLS) を適用して、提案アルゴリズムと計算結果を比較した結果、本アルゴリズムはバッファ制限付き問題に対して、優れた結果を示すことがわかった。なお、バッファ制限無し問題やバッファ無し問題に特有な方法で得られている結果と比較した結果、本提案手法で得られた結果が適切であることが示されたが、バッファなし問題やバッファ制限なし問題には問題の性質を利用した特有な方法のほうが適することが示された。さらに計算結果より、バッファ制限付き問題においては、ある程度バッファを増やすことによって、目的関数値の改善が図れるが、一定の数のバッファがあれば、それ以上のバッファを増やしても、目的関数値の改善には貢献しないことがわかった。

謝 辞

本研究を遂行するにあたり、多大なご助言を頂いた京都工芸繊維大学の木瀬洋教授ならびに飯間等助手に、深く感謝の意を表します。

参考文献

- [1] M. Gen and R. Cheng: *Genetic Algorithm & Engineering Optimization*, Wiley-Interscience (2000)
- [2] N.G. Hall and C. Sriskandarajah: A survey of machine scheduling problems with blocking and no-wait in process; *Operations Research*, Vol. 44, No. 3 (1996)
- [3] S.E. Ramaswamy and S.B. Joshi: Deadlock-free scheduling for automated manufacturing workstations; *IEEE Trans. on Robotics and Automation*, Vol. 12, No. 3, pp. 391-400 (1996)
- [4] T. Liljenvell: Scheduling for production systems with limited buffer; *Proc. of 1999 IEEE Intern. Conf. on Systems, Man and Cybernetics*, pp. 469-474 (1999)
- [5] T. Liljenvell: Benchmarking an algorithm for Petri net scheduling; *Proc. of 2000 IEEE Intern. Conf. on Systems, Man and Cybernetics*, pp. 3027-3032 (2000)
- [6] Y. Mati, N. Rezg and X. Xie: A taboo search approach for deadlock-free scheduling of automated manufacturing systems; *Journal of Intelligent Manufacturing*, Vol. 12, No. 5/6, pp. 535-552 (2001)
- [7] Y. Zhao and N. Sannomiya: A genetic algorithm to obtain dead-lock free schedules for no-buffer jobshop scheduling problems; *Trans. of SICE*, Vol. 37, No. 10, pp. 999-1001 (2001)
- [8] 傅, 趙, 三宮: バッファ無しジョブショップスケジューリング問題に対する遺伝アルゴリズムの適用; システム制御情報学会論文誌, Vol. 16, No. 5, pp. 234-241 (2003)
- [9] C. Brizuela, Y. Zhao and N. Sannomiya: No-wait and

- blocking job-shops: Challenging problems for GA's; *Proc. of 2001 IEEE Intern. Conf. on Systems, Man and Cybernetics*, pp. 2349-2354 (2001)
- [10] 玉置, 西川: バッファ容量を考慮したスケジューリング問題のモデル化手法; 計測自動制御学会論文集, Vol.31, No.7, pp. 933-940 (1995)
- [11] 玉置, 西川: バッファ容量を考慮したスケジューリング問題の解法; 計測自動制御学会論文集, Vol.31, No.8, pp. 1193-1201 (1995)
- [12] D. Dumitrescu, B. Lazzerini, L.C. Jain and A. Dumitrescu: *Evolutionary Computation*, CRC Press LLC (2000)
- [13] N. Sannomiya, H. Iima, K. Suzuki and Y. Kobayashi: Genetic algorithm approach to a scheduling problem for a complex manufacturing system; *Proc. of 8th IFAC Symp. on Large Scale Systems; Theory & application*, pp. 271-276 (1998)
- [14] J.E. Beasley: OR-library: Distributing test problems by electronic mail; *Journal OR Society*, Vol. 41, No. 11, pp. 1069-1072, <http://mscmga.ms.ic.ac.uk/info.html> (1990)
- [15] 柳浦, 茨木: 組合せ最適化 (メタ戦略を中心として), 朝倉書店 (2001)
- [16] L. Michel and P. V. Hentenryck: Job-Shop Scheduling in Localizer; Brown University Technical Report CS-98-03, April (1998)

付 録

付録 1. 問題例 ss のパラメータ

問題例 ss[3] の μ_{ij} , t_{ij} の値を Table A1 に示す.

Table A1 Problem parameters of ss

$i \backslash j$	μ_{ij}			t_{ij}		
	1	2	3	1	2	3
1	1	2	3	40	100	36
2	2	1	3	45	65	98
3	1	2	3	212	73	32
4	3	2	1	55	65	35

付録 2. Fig.3 の説明

個体表現 (10) 式が 5.2 節のデコーディング方法によって, Fig. 3 のスケジュールにデコーディングされる手順は以下の通りである.

なお, 下記の各段は 5.2 節のデコーディング方法の 1 回のスケジュール操作に当たる. ただし, 6. 1 の段はデッドロック発生時の 5.2 節のステップ 10 の操作に当たる. さらに $\rho_{11} \rightarrow A$ の表記は ρ_{11} が集合 A にセットされることを表す.

1. $A = \emptyset, B = \emptyset, C = \{\rho_{11}, \rho_{41}, \rho_{42}, \rho_{31}, \rho_{12}, \rho_{21}, \rho_{13}, \rho_{43}, \rho_{32}, \rho_{33}, \rho_{22}, \rho_{23}\}, O = \{\rho_{11}, \rho_{41}, \rho_{31}, \rho_{21}\}, x = \text{NULL} \Rightarrow \rho_{11} \rightarrow A$

2. $A = \{\rho_{11}\}, B = \emptyset, C = \{\rho_{41}, \rho_{42}, \rho_{31}, \rho_{12}, \rho_{21}, \rho_{13}, \rho_{43}, \rho_{32}, \rho_{33}, \rho_{22}, \rho_{23}\}, O = \{\rho_{41}, \rho_{31}, \rho_{12}, \rho_{21}\}, x = \text{NULL} \Rightarrow \rho_{41} \rightarrow A$
3. $A = \{\rho_{11}, \rho_{41}\}, B = \emptyset, C = \{\rho_{42}, \rho_{31}, \rho_{12}, \rho_{21}, \rho_{13}, \rho_{43}, \rho_{32}, \rho_{33}, \rho_{22}, \rho_{23}\}, O = \{\rho_{42}, \rho_{31}, \rho_{12}, \rho_{21}\}, x = \text{NULL} \Rightarrow \rho_{12} \rightarrow B, \rho_{42} \rightarrow A$
4. $A = \{\rho_{11}, \rho_{41}, \rho_{42}\}, B = \{\rho_{12}\}, C = \{\rho_{31}, \rho_{21}, \rho_{13}, \rho_{43}, \rho_{32}, \rho_{33}, \rho_{22}, \rho_{23}\}, O = \{\rho_{31}, \rho_{12}, \rho_{21}, \rho_{43}\}, x = \text{NULL} \Rightarrow \rho_{31} \rightarrow A$
5. $A = \{\rho_{11}, \rho_{41}, \rho_{42}, \rho_{31}\}, B = \{\rho_{12}\}, C = \{\rho_{21}, \rho_{13}, \rho_{43}, \rho_{32}, \rho_{33}, \rho_{22}, \rho_{23}\}, O = \{\rho_{12}, \rho_{21}, \rho_{43}, \rho_{32}\}, x = \text{NULL} \Rightarrow \rho_{12} \rightarrow A$
6. $A = \{\rho_{11}, \rho_{41}, \rho_{42}, \rho_{31}, \rho_{12}\}, B = \emptyset, C = \{\rho_{21}, \rho_{13}, \rho_{43}, \rho_{32}, \rho_{33}, \rho_{22}, \rho_{23}\}, O = \{\rho_{21}, \rho_{13}, \rho_{43}, \rho_{32}\}, x = \text{NULL} \Rightarrow \rho_{13} \rightarrow B, \rho_{21} \rightarrow A$
- 6.1. $A = \{\rho_{11}, \rho_{41}, \rho_{42}, \rho_{31}, \rho_{12}, \rho_{21}\}, B = \{\rho_{13}\}, C = \{\rho_{43}, \rho_{32}, \rho_{33}, \rho_{22}, \rho_{23}\}, O = \{\rho_{13}, \rho_{43}, \rho_{32}, \rho_{22}\}, x = \text{NULL} \Rightarrow \text{デッドロック発生} \Rightarrow A = A - \{\rho_{21}\}, B = B - \{\rho_{13}\}, C = C + \{\rho_{21}, \rho_{13}\}, x = \rho_{21}$
7. $A = \{\rho_{11}, \rho_{41}, \rho_{42}, \rho_{31}, \rho_{12}\}, B = \emptyset, C = \{\rho_{21}, \rho_{13}, \rho_{43}, \rho_{32}, \rho_{33}, \rho_{22}, \rho_{23}\}, O = \{\rho_{21}, \rho_{13}, \rho_{43}, \rho_{32}\}, x = \rho_{21} \Rightarrow \rho_{32} \rightarrow B, \rho_{13} \rightarrow A, x = \text{NULL}$
8. $A = \{\rho_{11}, \rho_{41}, \rho_{42}, \rho_{31}, \rho_{12}, \rho_{13}\}, B = \{\rho_{32}\}, C = \{\rho_{21}, \rho_{43}, \rho_{33}, \rho_{22}, \rho_{23}\}, O = \{\rho_{21}, \rho_{43}, \rho_{32}\}, x = \text{NULL} \Rightarrow \rho_{21} \rightarrow A$
9. $A = \{\rho_{11}, \rho_{41}, \rho_{42}, \rho_{31}, \rho_{12}, \rho_{13}, \rho_{21}\}, B = \{\rho_{32}\}, C = \{\rho_{43}, \rho_{33}, \rho_{22}, \rho_{23}\}, O = \{\rho_{43}, \rho_{32}, \rho_{22}\}, x = \text{NULL} \Rightarrow \rho_{43} \rightarrow A$
10. $A = \{\rho_{11}, \rho_{41}, \rho_{42}, \rho_{31}, \rho_{12}, \rho_{13}, \rho_{21}, \rho_{43}\}, B = \{\rho_{32}\}, C = \{\rho_{33}, \rho_{22}, \rho_{23}\}, O = \{\rho_{32}, \rho_{22}\}, x = \text{NULL} \Rightarrow \rho_{32} \rightarrow A$
11. $A = \{\rho_{11}, \rho_{41}, \rho_{42}, \rho_{31}, \rho_{12}, \rho_{13}, \rho_{21}, \rho_{43}, \rho_{32}\}, B = \emptyset, C = \{\rho_{33}, \rho_{22}, \rho_{23}\}, O = \{\rho_{33}, \rho_{22}\}, x = \text{NULL} \Rightarrow \rho_{33} \rightarrow A$
12. $A = \{\rho_{11}, \rho_{41}, \rho_{42}, \rho_{31}, \rho_{12}, \rho_{13}, \rho_{21}, \rho_{43}, \rho_{32}, \rho_{33}\}, B = \emptyset, C = \{\rho_{22}, \rho_{23}\}, O = \{\rho_{22}\}, x = \text{NULL} \Rightarrow \rho_{22} \rightarrow A$
13. $A = \{\rho_{11}, \rho_{41}, \rho_{42}, \rho_{31}, \rho_{12}, \rho_{13}, \rho_{21}, \rho_{43}, \rho_{32}, \rho_{33}, \rho_{22}\}, B = \emptyset, C = \{\rho_{23}\}, O = \{\rho_{23}\}, x = \text{NULL} \Rightarrow \rho_{23} \rightarrow A$
14. $A = \{\rho_{11}, \rho_{41}, \rho_{42}, \rho_{31}, \rho_{12}, \rho_{13}, \rho_{21}, \rho_{43}, \rho_{32}, \rho_{33}, \rho_{22}, \rho_{23}\}, B = \emptyset, C = \emptyset, O = \emptyset, x = \text{NULL} \Rightarrow \text{デコーディング終了}$

上記より (10) 式は 5.2 節のデコーディング方法によって, 13 回のスケジュール操作で Fig. 3 のスケジュールにデコーディングされた.