メッセージ交換を用いた分散型スケジューリング システムの並行実行性能評価†

北 島 禎 二*・西 谷 紘 一**
長谷部 伸 治***・橋 本 伊 織***

Performance Evaluation of the Distributed Scheduling System Using Message Passing†

Teiji KITAJIMA*, Hirokazu NISHITANI**,
Shinji HASEBE*** and Iori HASHIMOTO***

A distributed scheduling system is proposed for processes consisting of a sequence of production stages. In the proposed system, an individual sub-scheduling system is installed for each stage. A whole schedule is generated by repeating the schedule generation at each sub-system and by exchanging data among sub-systems using message passing. The simulation results show that the schedule generated by the proposed system is as good as the one obtained by the centralized scheduling method. Furthermore, by using multiple PCs concurrently, the scheduling time can be reduced drastically compared with the case where a single PC is used.

Key Words: scheduling, distributed system, concurrent processing, inter-process communication

1. はじめに

多品種の製品を生産している生産設備では、装置の故障や増設、生産スケジュールの評価指標の変更、特急品への対応など、設備を取り巻く環境が絶えず変化している。スケジューリングシステムは、これらの変化に的確に対処できなければならない。しかしこれらの様々な変化に対処できるようにしようとすると、システムは非常に大規模、複雑なものとなってしまう。これは従来の管理システムが、スケジューリングの対象となる生産設備全体を一括管理し、設備全体のスケジュールを作成することを前提にシステムが構成されているためである。生産スケジューリング問題を複数の部分問題に分割し、部分問題ごとに独立したエージェントが解の最

適性を代償としながらも相互干渉を抑えて、できるだけ並列に、しかも矛盾のないように各部分問題を制御できれば、全体としての問題解決効率を改善することができる。そのため現在、分散協調スケジューリング手法に関する研究が活発に進められるようになってきた¹⁾。

現実の生産設備では一般に、一つ以上の装置からなる“工程”を単位として生産管理が行われている場合が多く、これらの構成単位ごとに生産順序や時間の割り振りに関して多くのノウハウを有している。したがって工程単位でスケジューリングを行うことができれば、工程単位ごとにシステムの保守や修正が可能となり、従来の集中管理型の生産管理システムが潜在的に抱える問題を解決できる可能性がある。また一方で、実際の生産現場においても各現場単位でパーソナル・コンピュータ(PC)の導入が積極的に行われており、これらの計算機間をつなぐための計算機ネットワーク環境の整備が進められている。

これらの背景を踏まえ、本研究では、ネットワークでつながった計算機資源が工程単位ごとに分散して存在するような環境を想定し、ネットワーク環境下で稼働する分散型のスケジューリングシステムを提案する。提案するシステムは、各工程ごとにそれぞれ一台の計算機上に実装したサブシステムが互いに情報を交換しながら独自にスケジューリングを繰り返すことによって、設備全体として実行可能でかつ準最適なスケジュールを導出する。提案するシステムの実用可能性

† 第10回自律分散システム・シンポジウムで発表(1998.1)

* 豊橋技術科学大学 工学部 豊橋市天伯町雲雀ヶ丘 1-1

** 奈良先端科学技術大学院大学 情報科学研究科
生駒市高山町 8916-5

*** 京都大学 工学研究科 京都市左京区吉田本町

* Department of Production Systems Engineering, Toyohashi University of Technology, Toyohashi

** Graduate School of Information Science, Nara Institute of Science and Technology, Ikoma

*** Department of Chemical Engineering, Kyoto University, Sakyo-ku, Kyoto

(Received January 19, 1998)

(Revised February 8, 1999)

- (1) Obtain the demand data
 - (2) Generate an initial schedule
 - (3) Exchange the schedule data
 - (4) Reschedule
- } Step

Fig. 1 Distributed scheduling system

を検討するため、実際に複数の計算機を用いて並列にスケジューリングを行うことによって、開発したシステムの分散環境下での性能を従来のシステムと比較した。

2. 分散型スケジューリングシステム

本研究では、複数の異なる工程からなる多工程の生産設備でのスケジューリング問題を対象とした。説明を簡単にするため、以下、各工程は単一の装置からなるものと仮定するが、各工程が複数の装置からなる場合も同様に扱うことができる。また各ジョブの納期および各装置上での処理時間、異なる製品品種間の切換えに要するコストなどは与えられるものとし、工程間では中間製品を自由に保持できるものとする。このような対象に対して、各ジョブの納期遅れペナルティおよび各工程の切換えコストと最後に処理する作業の終了時刻の重み付き和を評価とするスケジューリング問題について検討した。

筆者らがこれまで提案してきた分散型スケジューリングシステムを Fig. 1 に示す^{2)~5)}。全体のシステムは、受注情報を扱うデータベースと、各工程ごとに実装されたサブスケジューリングシステム（以後、Sub-Scheduling System, 略して“Sub-SS”と呼ぶ）によって構成される。

Sub-SS はデータベースから受注情報を受け取り (1)、独自に探索的手法によってスケジュールを作成する (2)。しかしながら各 Sub-SS が独自にスケジューリングを行うと、一般的には設備全体として実行可能なスケジュールにならない。そこで Sub-SS は他工程の Sub-SS から作成したスケジュールに関する情報を受け取り (3)、その情報を基に再スケジューリングを行う (4)。以後、各 Sub-SS は情報交換と再スケジューリング（これら一連の操作を合わせて 1 ステップと呼ぶ）を繰り返し、設備全体として実行可能なスケジュールを作成していく。

本手法は以下の二つの特徴を有している。

- 各 Sub-SS は、自身に必要な機能や情報を独自に保有し

Fig. 2 Sub scheduling system (Sub-SS)

ており、他の Sub-SS および設備全体を管理するシステムからスケジュール作成に関する直接の命令は受けない。

- 各 Sub-SS は、予め与えられた独自の評価基準にしたがってスケジュールを作成する機能を有している。

これまでの筆者らの研究では、このようなシステムに適した分散型のスケジューリング手法について検討してきたが、実際にはすべての Sub-SS を 1 台の計算機上に実装しており、複数の計算機による並行処理を行っていなかった。本論文では、実際に複数の計算機を用いて並列にスケジューリングを行うことによって、提案するシステムの分散環境下での性能について検討する。

3. サブスケジューリングシステム

3.1 システム構成

それぞれの Sub-SS は Fig. 2 に示すように、自工程のスケジューリングと他工程から情報を取得する機能を持ったスケジューラ（以後、Stage Scheduler, 略して“SS”と呼ぶ）、他工程に自工程のデータを渡すデータサーバ（以後、Data Server, 略して“DS”と呼ぶ）、および自工程固有の情報を保持するデータベースから構成される。

SS は自 Sub-SS 内の DS、他工程の DS および受注情報を扱うデータベースとプロセス間通信によって情報の授受を行う。今回、各 Sub-SS はそれぞれ 1 台の UNIX (BSD/OS 2.0.1) マシン上に実装し、それぞれの通信には UNIX に用意されている pipe システムコールと socket システムコールを利用した。

3.2 スケジューリングアルゴリズム

各工程のスケジューリングを担当する SS は、以下の手順でスケジューリングを行う。

- (1) スケジューリングデータの作成
- (2) 到着時刻基準最早開始時刻、納期基準最遅開始時刻の計算
- (3) 初期スケジュールの作成
- (4) スキップ判定
- (5) 他工程との情報交換と必要データの計算
- (6) スケジュール改良
- (7) 収束判定

(8) スケジュールデータの pipe への書き出し

(9) 終了判定

3.2.1 スケジューリングデータの作成

受注情報を扱うデータベースに問い合わせ生産要求に関するデータを受け取った後、各工程固有の情報を自 Sub-SS のデータベースから読み込み、スケジューリング用のパラメータ（切換えコストなど）および作業データを作成する。

3.2.2 到着時刻基準最早開始時刻，納期基準最遅開始時刻の計算

各 SS は作成した作業データを基に、各作業に対してスケジュールに依存しないつぎの時刻を計算する。

- 到着時刻基準最早開始時刻 (E_o) : 作業 o の属するジョブを生産設備に到着後ただちに待ちなしで行った際の各工程での作業 o の開始時刻。

- 納期基準最遅開始時刻 (F_o) : 作業 o の属するジョブを待ちなしで行った際に納期を満たすことのできる各工程での作業 o の最遅開始時刻。

3.2.3 初期スケジュールの作成

他工程のスケジュールを考慮しないで、初期処理順（読み込んだジョブデータの並び順）での開始時刻と終了時刻を前記で計算し、現在のステップ数、開始/終了時刻、収束フラグを pipe へ書き出す。

3.2.4 スキップ判定

SS は他の Sub-SS の 1 ステップ前のデータを基にスケジューリングを行う。このような手法では全体として実行不可能なスケジュールが周期的に発生し、実行可能なスケジュールが得られない場合がある。Fig. 3 はそのような一例である。あるステップで Fig. 3 (a) のような（実行不可能な）スケジュールが得られたとする。このスケジュールを基に各 SS が独立して再スケジューリングを行うと、Fig. 3 (b) のようなスケジュールが得られる場合がある。さらに Fig. 3 (b) のスケジュールに基づいて、各 SS ごとに再スケジューリングを行うと、再び Fig. 3 (a) のようなスケジュールに戻ってしまい、以後、この二つのスケジュールが繰り返し得られる、という現象が起こりうる。

このような事態を避けるため本システムでは、他工程との情報伝達の後、各 Sub-SS が予め与えられた確率で再スケジューリングを行わないという操作（スキップと呼ぶ）を取り入れた。この操作によって、スキップした工程は同一のスケジュールのデータを 2 回続けて他工程に渡すことになり、上記のような現象は起こりにくくなる。たとえば Fig. 3 (b) のスケジュールにおいて、工程 2 の Sub-SS が再スケジューリングをスキップすることによって、Fig. 3 (c) のような実行可能なスケジュールが得られることになる。

そこで予め与えられたスキップ確率にしたがって、そのステップでのスケジューリングをスキップするかしないかのフラグを立て、スキップする場合は「3.2.7 収束判定」へ飛び（ただし第 1 ステップではスキップしない）、再スケジューリングは行わないようにした。

Fig. 3 Cyclic generation of the same schedule

Fig. 4 Schedule data transfer from other stages

3.2.5 他工程との情報交換と必要データの計算

各 SS は他工程の DS にスケジュールに関する情報を要求し、受け取った情報を基に各作業に対して以下の二つの値を計算する。

- 暫定最早開始時刻 (e_o) : 直前の工程での作業 o の属するジョブ（ジョブ j とする）の終了時刻。
- 暫定最遅終了時刻 (f_o) : 直後の工程での作業 o の属するジョブの開始時刻。

たとえばスケジュール改良途中のあるステップで Fig. 4 のようなスケジュールが得られたとすると、工程 2 の SS は次のスケジュール改良時に、作業 o の暫定最早開始時刻、暫定最遅終了時刻としてそれぞれ図中に示した e_o , f_o を参照する。

3.2.6 スケジュール改良

各作業の暫定最早開始時刻、暫定最遅終了時刻を考慮してスケジュールを改良する。

本報では、

- 近傍処理順の発生
- 作業開始時刻の計算
- スケジュールの評価計算
- 解の更新判定

という手順を繰り返し行うことにより、スケジュールを探索的に改良するアルゴリズムを採用した。解の更新には SA (Simulated Annealing) 法を用い、局所解に陥るのを防い

だ。近傍処理順は、一つの作業をランダムに選び、その作業の処理順をランダムに変更することによって発生させた。

ある工程で i 番目に処理される作業 o_i の操作開始時刻 t_{o_i} は、次式のように、同装置内で先行する作業の終了時刻、到着時刻基準最早開始時刻 E_{o_i} 、暫定最早開始時刻 e_{o_i} のうち最も遅い時刻とした。

$$t_{o_i} = \max\{t_{o_{i-1}} + P_{o_{i-1}}, E_{o_i}, e_{o_i}\} \quad (1)$$

ここで、

o_i : i 番目に処理される作業、

t_o : 作業 o の開始時刻、

P_o : 作業 o の処理時間、

E_o : 作業 o の到着時刻基準最早開始時刻、

e_o : 作業 o の暫定最早開始時刻、

である。

各 SS が自工程のみならず、設備全体の状況を判断してスケジュールを作成するためには、設備全体の評価に関する情報を各工程の評価指標に組み込む必要がある。本研究では納期遅れペナルティの和を設備全体の評価指標の一部としている。各工程での作業終了時刻が納期基準最遅開始時刻より遅ければ、最終工程においても納期を満たすことはできない。よって納期基準最遅開始時刻からの遅れの和を最終工程以外の工程においても評価に組み込むことにした。また作業終了時刻がその作業の暫定最遅終了時刻より遅ければ、得られた解は実行不可能である。よって暫定最遅終了時刻からの遅れも評価に加え、以下に示す評価指標を用いた。

$$\begin{aligned} (\text{評価}) = & (\text{切換えコストの和}) \\ & + (\text{工程で最後に処理する作業の終了時刻}) \\ & + (\text{納期基準最遅開始時刻からの遅れに} \\ & \quad \text{対するペナルティの和}) \\ & + \beta (\text{暫定最遅終了時刻からの遅れの和}) \end{aligned} \quad (2)$$

ここで β は上下流の工程との情報交換が繰り返されるごとに増加させるパラメータである。この重み係数を徐々に増加させることによって、各 SS は β が小さいときは各工程の評価のみを考え、 β が大きくなるにしたがって他工程と協調し、次第に実行可能なスケジュールを導出していく。

3.2.7 収束判定

直前のステップとスケジュールの変更がなく、実行可能（暫定最遅終了時刻からの遅れがない）で、かつスキップしていないかあるいは収束フラグがすでに立っていれば、収束フラグを立てる。

3.2.8 スケジュールデータの pipe への書き出し

現在のステップ数、各作業の開始/終了時刻、収束フラグを pipe に書き出す。

3.2.9 終了判定

収束フラグが立っていれば他工程の収束フラグを取得し、全工程が収束していれば終了する。

終了していなければ、ステップ数を増やし、「3.2.4 スキップ判定」に戻る。

3.3 メッセージ交換による情報伝達アルゴリズム

SS は他工程のスケジュールデータおよび終了判定情報を以下の手順にしたがって取得する。

3.3.1 SS のデータ要求手順

各 SS は以下の手順にしたがって他工程の DS に要求を出し、自身に必要なデータを更新する。

- (1) 要求を出す DS（自工程以外、工程順）を決定する。
- (2) 上で決めた DS に要求メッセージ（暫定最早開始時刻、暫定最遅終了時刻、収束フラグのいずれか）を出す。
- (3) DS から工程 ID、ステップ数および要求メッセージに応じたデータを受け取る。
- (4) 受け取ったデータのステップ数が、自工程のステップ数より 2 以上小さければ（終了判定時は自工程のステップ数未満であれば）、適当な時間 **sleep** した後、(2) に戻る。
- (5) 要求が暫定最早開始時刻あるいは暫定最遅終了時刻であれば、各作業のデータ（ジョブ ID、暫定最早開始時刻、暫定最遅終了時刻を計算するためのデータ）を切り出し、暫定最早開始時刻、暫定最遅終了時刻を計算して、(1) に戻る。

要求が収束フラグであれば、各 SS で保持している他工程の収束フラグを更新して、(1) に戻る。

3.3.2 DS のデータ送信手順

各 DS は要求受け付けの無限ループ状態で、以下の手順にしたがって SS からの要求メッセージに対して返答する。

- (1) SS からの要求受け付け状態で待機する。
- (2) SS からの要求メッセージを受け取ったら、**pipe** 上にデータがあれば、そのデータを読み出す（読み出しによって、**pipe** 上のデータはなくなる）。
- (3) データを送信するための子プロセスを立ち上げ、(1) に戻る。
- (4) 子プロセスは、要求メッセージに応じたデータを送信し、終了する。

3.3.3 情報伝達の例

以上をまとめると、Sub-SS 間の情報伝達は **Fig. 5** のようになる。縦の線がそれぞれ各工程の SS と DS のプロセスの進行状況を、その間を結ぶ矢印がプロセス間の通信を表している。工程 2 の SS（以下、工程 k の SS と DS をそれぞれ “SS k ”，“DS k ” と略す）を例に図の説明をする。

SS 2 は第 i ステップのスケジューリング後、第 $(i+1)$ ステップに移る。まず **pipe** にデータを書き出し、DS 3 に暫定最遅終了時刻のデータを要求する。DS 3 は SS 2 の要求を受けて、**pipe** からデータを読み出そうとするが、この時点では **pipe** にデータが存在しないため、DS 3 のデータは更新されないまま、SS 2 にデータを送る。SS 2 では、DS 3 から受け取ったデータが第 $(i-1)$ ステップのもので、必要な第 i ステップのものではなかったので、適当な時間 **sleep** した後、再び DS 3 にデータを要求する。このとき工程 3 では、ちょ

Fig. 5 Inter-process communication among Sub-SS's

うど第 i ステップのスケジューリングが終了したので、今度は第 i ステップのデータを pipe から読み出して、DS 3 上のデータを更新し、そのデータを SS 2 に返す。SS 2 では、DS 3 からデータを受け取り、続いて DS 1 に暫定最早開始時刻のデータを要求し、必要なデータを受け取る。必要な他工程のデータが全てそろったので、SS 2 は第 $(i+1)$ ステップのスケジューリングを開始する。工程 1, 3 も同様の処理により他工程からデータを取得する（図が繁雑になるため、Fig. 5 では省略した）。

このように一つの工程の処理を、他工程に情報を要求する部分（SS）と要求に答える部分（DS）に分けることによって、工程間の情報交換の際にデッドロックが生じないようにした。

4. 数値実験

4.1 例題

数値実験の例題として、3 工程のフローショップとジョブショップ型の問題を採用した。対象設備では 4 種類の製品を生産し、フローショップ型では全てのジョブを工程 1 → 2 → 3 の順に、ジョブショップ型では品種によって、工程 1 → 2 → 3, 3 → 2 → 1, 2 → 3 → 1, 1 → 3 → 2 の順に処理される。各工程でのジョブの切換えコストは続けて生産する製品の品種によって異なる。スケジューリングの対象となるジョブの数は 40 で、ジョブごとに異なる納期を持つ。

各工程での処理時間と切換えコストを変えた問題を、フローショップ、ジョブショップ型それぞれについて 21 個作成し、切換えコスト、各工程で最後に処理する作業の終了時刻、納期遅れペナルティの重み付き和を最小とするスケジュールを求める問題を本システムで解いた。

4.2 比較手法

得られるスケジュールの良否は、提案した手法が現実問題に適用可能か否かを判断する際の重要な指標となる。そこで

Table 1 Parameters for the numerical experiments

Distributed system

Initial temperature: (P.I. of initial schedule) $\times$ 0.05

Number of new schedules generated
at each temperature: 250

Number of times of temperature reduction: 100

Temperature reduction factor: 0.95

Probability of skipping the schedule generation: 0.2

Centralized system

Initial temperature: (P.I. of initial schedule) $\times$ 0.05

Number of new schedules generated
at each temperature: 250

Number of times of temperature reduction: 100

Temperature reduction factor: 0.95

設備全体を同時に考慮してスケジュールを作成する従来の集中的な手法によって得られた解と、提案したシステムによって得られた解とを比較することとした。比較の対象としたスケジューリング手法は、発生させた初期スケジュールを逐次改良していくことによって解を求める手法である。解が局所的な最適解にトラップされる可能性を減らすため、変更したスケジュールの受け入れの判断には SA 法を用いた。この際のスケジュールの評価としては、分散型の場合のように実行可能性を考慮するための人為的な項を含まない本来の評価指標である、全工程の切換えコストと最後に処理する作業の終了時刻、および各ジョブの最終工程での納期遅れペナルティの重み付き和を採用した。以後、この手法を集中型と呼ぶ（アルゴリズムは付録 A 参照）。この集中型では前節で提案した分散型手法と異なり、解の探索は常に実行可能解の範囲の中で設備全体の評価を最適化するように遷移を行う。

また実際に複数の計算機を用いてスケジューリングを行うことによって、計算時間がどの程度短縮されるかをみるため、手法自体は分散型ではあるが、1 台の計算機上で全工程のスケジュールを作成するプログラム^{2),3)}とも比較した。以後、この手法を分散型 1 と呼び、Sub-SS を各 1 台の計算機に実装したシステムを分散型 2 と呼ぶ（両者を特に区別しない場合は、単に分散型と呼ぶ）。

分散型の手法では、実行可能解が得られるまでに要する時間は問題によって異なる。さらに分散型 2 では、Sub-SS 間の通信のタイミングによっては、同一の問題に対しても実行ごとにスケジューリングに要する計算時間は異なってしまう。今回は集中型での CPU 時間と分散型 1 の CPU 時間をほぼ等しくなるように、集中型における同一温度でのスケジュール生成数を決定した。なお分散型 2 での 1 ステップ内のスケジュール生成回数は分散型 1 と同じとした。全ての試行で共通に用いたパラメータの値を Table 1 に示す。

4.3 実行結果

3 工程ジョブショップ問題のスケジュール改良過程における各工程の評価の推移の例を Fig. 6 に示す。図では各工程とも、本来の評価指標である各工程の切換えコストと最後に処理する作業の終了時刻および納期遅れペナルティの和、暫定

Fig. 6 Improvements of the schedule at each production stage

最遅終了時刻からの遅れに対する重み付きペナルティ、それらの重み付き和を示した。各工程は独自にそれぞれ特有の重み付き和を徐々に改良しながら、暫定最遅終了時刻からの遅れを最終的に0とし、全体として実行可能な解を得ている。

フローショップ、ジョブショップ問題のそれぞれについて、21回の試行で得られたスケジュールの評価とCPU時間および実行時間(DECpc XL590, Pentium 90 MHz 使用)とそれらの平均値をTable 2およびTable 3に示す。評価は集中型で得られたスケジュールの評価値を100とした場合の、それぞれの分散型で得られた評価値の比である。よってこの値が小さいほど集中型に比べて良いスケジュールが得られたことを示している。また分散型では、実行可能解を得るのに要したステップ数をあわせて載せた。なお分散型2では、CPU時間は全Sub-SSのCPU時間の合計を、実行時間は全

Sub-SSの中で最長のものを採用した。

表から、分散型でも集中型と比べて遜色のないスケジュールが得られていることがわかる。また分散型2では試行ごとにバラツキはあるものの、分散型1と比べてCPU時間、スケジュール生成回数(ステップ数)はほぼ同程度ながら実行時間は約半分となっている。なおスケジューリングによるCPUの占有率は、集中型、分散型1では共に平均99.2%(フローショップ問題)、99.5%(ジョブショップ問題)とほぼCPUを使い切っていた。

一方、分散型2の場合は他工程からのデータ待ちでsleepしており、全体の実行時間は各ステップで最も計算時間の長い工程に支配される。今回の例題では各工程がスケジューリングしなければならない作業数は等しいが、スキップした工程は他工程がそのステップの計算を終えるまで待たなければならないため、理想的な場合でも各工程ともスキップ確率分の時間は待ちが発生してしまう。今回は各工程のスキップ確率は0.2としたので、CPU占有率は最高でも80%ということになる。実際の値は、各Sub-SSの平均は67.8%(フローショップ問題)、57.2%(ジョブショップ問題)という結果であった。占有率が低い原因としては、通信の処理にかかるオーバーヘッドのほか、今回とった情報交換の方法では、最初に選んだ相手先から応答があるまで待ち、その間に他工程にアクセスしないといった、相手先の選び方の巧拙が影響している。

本手法では各工程が解を収束させやすくするためにスキップ操作を取り入れた。今回行った数値実験では全てのケースにおいて実行可能な解が得られたが、このスキップ操作によって必ずしも解の収束性が保証されるわけではない。有限時間内に必ず収束するアルゴリズムとするためには、スケジュール改良のステップ数がある上限値を越えた後には、第1工程から順番にスキップを発生させるなどの方法により解を強制的に収束させるための仕組みを考える必要がある。

5. 結 論

各工程のスケジューリングを担当するサブシステムが互いに情報交換を行いながら工程独自の評価に基づいてスケジュールを改良していく、分散型スケジューリングシステムを開発した。

全体のスケジューリングシステムを構成するサブ・スケジューリングシステムは、自工程のスケジューリングと他工程から情報を取得する機能を持ったスケジューラ、他工程に自工程のデータを渡すデータサーバ、および自工程にローカルな情報を保持するデータベースから構成される。提案したシステムでは、各工程独自のスケジュール改良と上下流の工程との情報交換を繰り返すことにより、設備全体として実行可能で準最適なスケジュールを導出する。この手法の特徴は、スケジュール作成に関して設備全体を管理するシステムを持たないこと、および各工程のスケジューリングシステムが解を探索的に改良する機能を有していることである。

Table 2 P.I., CPU time and execution time (Flowshop)

Run No.	P.I.		CPU Time [s] (No. of Steps)					Execution Time [s]			
	Dist. 1	Dist. 2	Cent.	Dist. 1	Dist. 2	Cent.	Dist. 1	Dist. 2	Cent.	Dist. 1	Dist. 2
0	91.3	87.9	128.1	97.2	(7)	103.0	(7)	128.7	97.9	50.8	
1	86.0	85.1	124.5	149.5	(10)	97.9	(7)	125.6	150.3	50.8	
2	83.3	80.6	124.4	123.7	(8)	142.6	(11)	125.4	124.5	75.1	
3	87.7	85.2	124.5	123.5	(9)	98.0	(7)	125.3	124.8	52.7	
4	90.3	87.9	126.0	170.5	(10)	120.1	(9)	127.0	171.8	62.8	
5	91.3	88.1	127.0	90.6	(5)	138.1	(10)	128.1	91.7	68.9	
6	99.9	96.5	126.2	83.9	(5)	119.9	(9)	127.6	85.1	62.6	
7	87.8	85.7	124.3	118.0	(8)	91.5	(7)	126.0	119.1	49.9	
8	94.4	81.1	124.4	109.9	(8)	86.2	(7)	125.5	111.3	51.1	
9	99.9	94.6	125.2	110.2	(8)	132.2	(12)	126.4	111.6	82.2	
10	88.3	88.4	126.0	97.8	(6)	91.6	(7)	127.2	98.8	44.1	
11	97.5	95.9	127.5	255.4	(20)	235.5	(16)	130.1	257.0	103.0	
12	97.2	97.2	126.7	131.6	(7)	138.2	(11)	127.6	132.5	70.2	
13	111.9	102.7	124.7	65.6	(4)	144.2	(10)	125.9	66.7	71.0	
14	83.2	83.7	124.3	187.0	(12)	240.8	(18)	125.3	188.2	122.2	
15	96.0	95.7	125.0	215.1	(16)	247.1	(17)	126.4	216.4	110.3	
16	74.3	75.2	126.2	98.9	(5)	80.1	(7)	127.2	100.1	43.9	
17	82.5	85.8	124.3	96.9	(5)	115.7	(9)	125.6	98.1	62.6	
18	83.6	83.0	124.5	129.1	(8)	137.3	(10)	125.6	130.3	68.8	
19	93.0	93.0	124.9	83.5	(6)	91.4	(7)	125.8	84.3	52.6	
20	79.8	79.8	124.5	109.9	(6)	109.4	(8)	125.5	110.7	57.1	
ave.	90.4	88.2	125.4	126.1	(8.2)	131.5	(9.8)	126.6	127.2	67.3	

Table 3 P.I., CPU time and execution time (Jobshop)

Run No.	P.I.		CPU Time [s] (No. of Steps)						Execution Time [s]		
	Dist. 1	Dist. 2	Cent.	Dist. 1		Dist. 2		Cent.	Dist. 1	Dist. 2	
0	90.6	89.1	337.0	404.8	(24)	314.5	(23)	338.4	407.7	178.3	
1	96.4	96.3	362.1	369.5	(25)	394.0	(29)	363.6	373.1	227.0	
2	106.9	102.4	387.5	492.2	(30)	377.5	(26)	389.7	494.0	205.3	
3	95.8	94.9	390.8	497.1	(31)	300.1	(22)	392.8	498.6	215.3	
4	99.0	100.7	354.0	339.3	(20)	238.6	(19)	355.6	340.8	148.6	
5	97.2	104.8	384.2	324.4	(19)	303.1	(22)	386.1	326.5	188.6	
6	102.0	92.0	321.9	448.7	(28)	301.9	(22)	323.6	451.5	176.6	
7	95.2	107.6	389.2	745.2	(45)	307.6	(22)	391.1	748.5	207.6	
8	105.3	103.4	401.9	276.9	(19)	245.3	(20)	403.3	278.4	158.3	
9	98.7	106.3	454.6	299.3	(19)	470.6	(32)	457.1	301.5	255.0	
10	47.5	44.8	561.7	277.9	(19)	290.4	(22)	563.7	279.8	171.7	
11	87.9	88.2	386.0	405.5	(24)	325.8	(25)	388.0	408.0	202.9	
12	101.0	96.8	466.6	433.3	(26)	314.0	(24)	468.4	435.5	182.1	
13	93.2	89.6	379.6	447.5	(31)	360.8	(25)	381.7	449.7	200.9	
14	90.8	94.0	371.2	297.6	(18)	257.5	(19)	373.1	299.6	147.7	
15	96.7	98.1	393.6	466.4	(26)	238.2	(19)	396.2	468.5	155.5	
16	99.0	98.2	399.6	390.0	(23)	383.2	(26)	401.6	391.9	216.0	
17	99.9	103.6	335.0	357.0	(23)	470.2	(32)	336.3	359.0	255.0	
18	102.1	95.8	420.8	221.1	(15)	371.3	(27)	424.3	222.4	218.9	
19	95.2	94.9	414.7	224.2	(14)	301.9	(22)	420.4	225.9	181.9	
20	87.3	86.0	356.7	362.9	(23)	349.9	(26)	359.3	364.0	199.3	
ave.	94.7	94.6	393.7	384.8	(23.9)	329.4	(24.0)	395.9	386.9	194.9	

開発したシステムの実行性能を評価するため、切換えコスト、各工程で最後に処理する作業の終了時刻、納期遅れペナルティの重み付き和の最小化を目的とした多工程プロセスのスケジューリング問題を、開発したシステムと、全装置のスケジューリングを集中的に作成する従来の手法、および手法自体は分散型だが1台の計算機上で全ての処理を行うシステムによって解いた。本システムでは各工程が独自に設定された評価を最適化しているにも関わらず、従来の手法と同程度のス

ケジュールがより短い計算時間で得られることを数値実験によって確認した。今回は3工程のフローショップ問題およびジョブショップ問題を例にとり説明したが、工程数が増えても提案したアルゴリズムはそのまま利用できる。

今後の課題として、情報交換時のデッドロック発生や実行可能解への収束性に関する厳密な検討を行わなければならない。また実際の生産現場で使えるシステムとして、進捗管理システムと連動してローリング・スケジューリングを行う機

構などの開発を行う必要がある。

参考文献

- 1) 宮下和雄：分散環境におけるスケジューリング，生産スケジューリング・シンポジウム'97 講演論文集，pp.203-208，東京，Oct.1-2，(1997)
- 2) Hasebe, S., T. Kitajima, T. Shiren, Y. Murakami and I. Hashimoto, "Autonomous Decentralized Scheduling System for Single Production Line Processes", AIChE Annual meeting, Paper No.235c, San Francisco, Nov.13-18, (1994)
- 3) 長谷部伸治，北島禎二，橋本伊織：最適化機能を有する自律分散型スケジューリングシステムの開発，第6回自律分散システム・シンポジウム講演要旨集，pp.81-86，名古屋，Jan.18-19，(1995)
- 4) Hasebe, S., T. Kitajima and I. Hashimoto, "Application of an Autonomous Decentralized Scheduling System to Large Scale Problems", AIChE Annual meeting, Paper No.172a, Miami, Nov.12-17, (1995)
- 5) 北島禎二，西谷紘一，齋藤敦彦，長谷部伸治，橋本伊織：並列装置を有する多工程プロセスの自律分散型スケジューリングシステム，化学工学論文集，第22巻，第5号，pp.1031-1038，(1996)

《付 録》

A. 集中型アルゴリズム

(1) Table 1 に示した SA 法に関するパラメータ（初期温度 T_0 ，同一温度での繰り返し数 N_T ，温度減衰回数 N_F ，温度減衰比 h ），初期処理順 R を読み込む。

(2) R に対して，全工程で実行可能な作業開始時刻を前詰めで決定する。

(3) 得られたスケジュールの評価 $f(R)$ を求め，以下の変数に値をセットする。 $PI \leftarrow f(R)$, $R_{opt} \leftarrow R$, $PI_{opt} \leftarrow PI$, $T \leftarrow T_0$, $i \leftarrow 0$, $j \leftarrow 0$ 。

(4) $i \leftarrow i+1$ とし，与えられた R から作業をランダムに1つ選び，その作業の工程での処理順をランダムに変更する。そして新たに得られた処理順を R_{new} とおく。

(5) R_{new} に対して，全工程で実行可能な作業開始時刻を前詰めで求め，その評価 $f(R_{new})$ を求める。ただしジョブショップ問題では処理順によっては必ずしも実行可能な開始時刻を求めることができないので，最大完了時刻がある値以上になったら実行不可能なスケジュールのままつぎに進む。

(6) $f(R_{new}) < PI$ であれば， $R \leftarrow R_{new}$, $PI \leftarrow f(R_{new})$ とし，さらに $f(R_{new}) < PI_{opt}$ であれば， $R_{opt} \leftarrow R_{new}$, $PI_{opt} \leftarrow f(R_{new})$ とする。

(7) $0 < p < 1$ の一様乱数を発生させ，

$$p < \exp \frac{(PI - f(R_{new}))}{T} \quad (A.1)$$

が成立すれば， $R \leftarrow R_{new}$, $PI \leftarrow f(R_{new})$ とする。

(8) $i < N_T$ なら，(4) に戻る。

(9) $i \leftarrow 0$, $T \leftarrow h \times T$, $j \leftarrow j+1$ とし， $j < N_F$ であれば，(4) に戻る。

(10) R_{opt} を工程のスケジュールとする。

[著者紹介]

北島 禎二 (正会員)

1993 年京都大学工学部化学工学科卒業。1995 年同大学大学院修士課程修了。同年奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科助手，1998 年豊橋技術科学大学生産システム工学系助手，プロセスシステム工学，生産スケジューリングの研究に従事（工学修士）。

西谷 紘一 (正会員)

1974 年京都大学大学院工学研究科博士課程化学工学専攻単位取得退学。同年大阪大学基礎工学部助手，講師，助教授，教授を経て，1993 年奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科教授。プロセス制御，プロセスシステム工学に関する研究に従事（工学博士）。

長谷部 伸治 (正会員)

1976 年京都大学工学部化学工学科卒業。1981 年同大学大学院博士課程研究指導認定退学。同年京都大学工学部化学工学科助手，講師を経て，1993 年助教授。プロセスシステム工学，スケジューリング，分離プロセスのシミュレーション，バッチ蒸留プロセスの最適設計・操作などの研究に従事（工学博士）。

橋本 伊織 (正会員)

1963 年京都大学工学部衛生工学科卒業。1968 年同大学大学院博士課程修了。同年京都大学工学部衛生工学科助手，衛生工学科助教授，化学工学科助教授を経て，1989 年教授。プロセスシステム工学，化学プロセスの最適設計・操作・制御の研究に従事（工学博士）。