

協調制御型レーザ穴あけシステムの加工計画

西村 卓也 仲摩 行弘 種子田 昭彦 大西 城輝 森田 洋 奥平 恭之
住友重機械工業株式会社

(受理 2004 年 6 月 18 日; 再受理 2005 年 4 月 19 日)

和文概要 2つの位置決め機を同時に使用できるレーザ穴あけシステムの加工計画手法を提案する. ここでこの2つの位置決め機は対照的である: 一方は高速だが位置決め範囲が小さく, 他方は低速だが範囲が大きい. 目的は基板あたりの加工時間最小化であり, 目新しくはない. しかしながら位置決め方法の自由度が高いなどの理由から, このようなレーザ穴あけシステムの加工計画手法については, これまで議論されなかった.

問題の定式化にあたり「低速・広範囲な位置決め機は等速で直進する」というスキームを導入する. このスキームのもとでの最適化問題を, 時間枠付き非対称ハミルトン路最適化問題 (AHPP-TW) を含む形で定式化する. AHPP-TW にたいして, 局所探索アルゴリズム, 具体的には辞書式探索戦略を用いた反転なし 3-opt 法を提案する. 複数の実基板データを用いた計算機実験により, 提案する手法と著者の既存手法とで加工時間を比較したところ, 提案する手法が加工時間を平均で 30% 削減するという, 良好な結果を得た.

キーワード: 数理モデル, 組合せ最適化, スケジューリング, OR の実施

1. はじめに

各種電子機器に使用される多層プリント配線基板の製造工程の1つは, 複数の穴を形成する工程である; この穴形成は, 上下に積層されたプリント配線基板のそれぞれに形成された導電層間を, 電氣的に接続することが, 目的である. 近年の電子機器は小型かつ高密度であるため, この工程にパルス発振型のレーザビームが用いられる. 本論文でいうレーザ穴あけシステム (図 1 に外観を示す) は, この工程を実行するシステムをさす. 魅力的なレーザ穴あけシステムは,

- 位置決め精度や穴の真円度など加工品質の良さ,
- 基板あたりの加工時間の短さ,

の両方を兼ね揃える.

この加工システムの加工は, 多層プリント配線基板 (以下, 基板と略す) 上の穴あけ指定位置 (以下, 穴位置と略す) への位置決め (positioning) およびレーザビーム (以下, ビームと略す) の照射という, 2ステップの繰り返しである. 位置決め機 (位置決めのための装置) は2つあり, 特徴が対照的である:

- 高速だが位置決め範囲が小さい位置決め機;
- 低速だが位置決め範囲が大きい位置決め機.

たとえば前者はガルバノ走査系であり, 後者はXYステージである (図 2 参照). これら2つの位置決め方法はつぎである:

- ガルバノ走査系: おもに第1および第2ガルバノスキャナ (第1がY, 第2がX方向の移動に対応する) から構成される; 各スキャナのドライバがガルバノミラーの支持



図 1: レーザ穴あけシステム

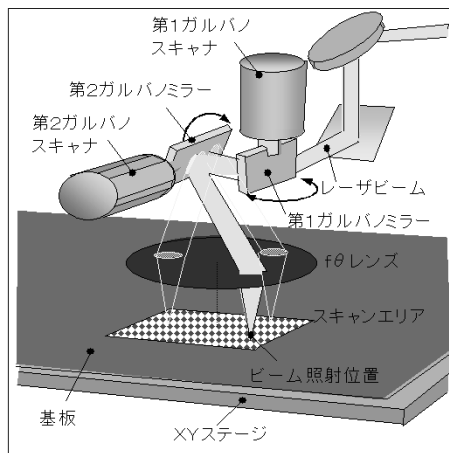


図 2: レーザ穴あけシステム加工部の構成

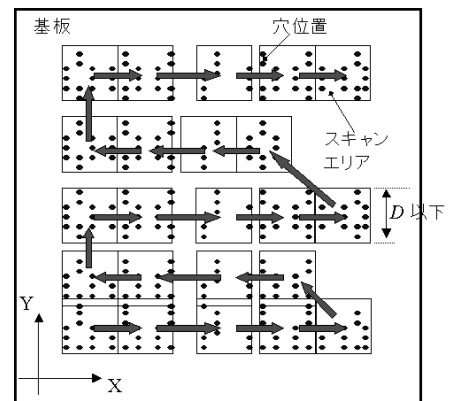


図 3: 著者の既存方法による加工の例

角度を変えることにより，ビーム照射の絶対位置を水平移動させる；

- XY ステージ：自らの移動により，上部に付いた台に固定された基板自体の絶対位置を水平移動させる。

ビーム照射位置の範囲は，機械的な制約のために，XY 軸に平行かつ基板より小さい矩形に限定される．この矩形を一般にスキャンエリアと呼び，また以下ではスキャンエリアの1辺の長さをスキャン幅と呼ぶ．ここでXY ステージはガルバノミラーにくらべて極めて重いために，XY ステージの平均的な位置決め時間は，ガルバノミラーのそれ（1ms に満たない）と比較して数百倍長い．

このような2つの位置決め機の利用方法に焦点を当てる．すると加工の「型」は，

- いずれか一方だけを使用して位置決めする型，
- 両方を同時に使用して位置決めできる型，

のどちらかに分別できる．前者を一般にステップアンドリピート型（以下，S&R 型と略す）と呼ぶ．後者を以下では協調制御型と呼ぶ¹．

加工品質に重点を置いた場合は，S&R 型を採用することが多い．この型にたいしては，比較的容易に最適化手法を適用できる．じっさい著者 [15] は，つぎの2つの問題に切り分ける形で定式化し，最適化した：

¹露光機の場合，前者を S&R 型（あるいはマシン自体をステッパー），後者をスキャン型（走査型）などと呼ぶ．ただし露光機では加工計画の必要がない．

1. XY ステージ位置決め時間の総和最小化を目的とした、スキャンエリアの配置位置を決定する問題（図 3 に基板座標系²におけるスキャンエリアの配置およびスキャンエリア訪問順序の例を示す）；
2. ガルバノ走査系位置決め時間の総和最小化を目的とした、スキャンエリア内における穴位置の訪問順序を最適化する問題。

しかしながら S&R 型では、頻繁に生じる XY ステージによる位置決め（図 3 の矢印）を避けることはできない。つまり、この型を採択した時点で加工時間の大幅な削減は実現できない。

一方、協調制御型は、S&R 型との一般的な比較では、高品質加工のための制御は難しいが加工は高速である。

ここで注目したいのは、協調制御型は位置決め機の使い方の自由度が高いことである。これは S&R 型が「位置決め機を同時に使わない」という強いスキーム（基本構想）をもつことと、対照的である。最適化手法を適用したいにもかかわらずスキームが無いまたは緩い、難度の高い最適化問題を定式化することになってしまう。つまり、産業応用が趣旨— 言い換えれば、解の質のよさ（ここでは加工時間の短さ）・計算の高速さ・プログラムの簡易さ、のすべてがじゅうぶん良好かつ 1 つも弱点がないことが必要条件—である著者にとって、最適化手法の適用が極めて困難となる。

現在までに、この型で加工するときのスキーム [20] および制御方法 [7][20] のコンセプトが、いくつか起案されてきた。しかしながらこれらは共にスキームが無いまたは緩く、最適化手法について議論することができなかった。つまり、加工がほんとうに効率的であるかは疑問であった。

本論文の目的は、協調制御型レーザ穴あけシステムの加工を計画するための手法を提案することである。具体的にいうと、まず位置決め機の使い方にスキームを導入し、スキームのもとで最適化問題を定式化し、加工計画を作成する、という手法である。このような手法は、少なくとも協調制御型レーザ穴あけシステムに関しては従来にない。また本論文で示すとおり、加工時間短縮の効果がきわめて高い。

本論文で提案するスキームは「XY ステージは等速で直進する」である。このスキームはつぎの特長をもつ：

- 位置決め機動作に厳しい制約を与えるスキームの導入により、産業応用に適する形で、最適化問題を定式化できる、
- XY ステージが等速で直進するので、簡易な制御設計でも高品質が期待できる。

このスキームのもとでの最適化問題を、時間枠制約（時間枠などの用語は付録 A を参照されたい）と非対称な移動コストをもつハミルトン路の最適化問題として定式化する。ただしここでの時間枠および非対称コストは共に、XY ステージの直進速度という 1 個の変数に依存するため、扱いは容易ではない。

本論文では、この変数を暫定的に固定することを考える。暫定的に固定したときの問題は、時間枠付き非対称ハミルトン路最適化問題 [3] (asymmetric hamiltonian path problem with time windows, AHPP-TW) と呼ばれる問題である。この AHPP-TW にたいして、局所探索 (local search) 法 [1][22] (LS 解法と呼ぶ) の 1 解法を提案する。

²ある世界座標系に平行な、基板基準の座標系をさす；その世界座標系における XY ステージの動作と、それに対応する基板座標系におけるスキャンエリアの動きとは、真逆である。

本論文の構成はつぎのとおりである．2. 節で AHPP-TW に関する従来研究について述べる．3. 節で動作スキームを導入し，問題を定義する．4. 節で解法を提案する．5. 節で実験結果を示す．6. 節はまとめである．

2. AHPP-TW の関連研究

本節では AHPP-TW に関する従来研究について述べる．

AHPP-TW は，組合せ最適化問題 [22] の代表である巡回セールスマン問題 (traveling salesman problem, TSP) のバリエーションである (TSP とそのバリエーションを付録 A に概説したので参照されたい)．AHPP-TW は TSP と同じく NP 困難であり [9]，さらに実行可能解があるか否かを判定することさえ NP 完全である [18]³．

さて実世界の多くの現象は，TSP およびそのバリエーションとして定式化できる．本論文のような回路基板に関する事例も数多い．しかしながら著者の知る限りでは，AHPP-TW の事例報告は少数である；Ascheuer ら [3][4] によるスタッカークレーンの作業順序の最適化や，Hurink ら [10] によるジョブショップ型の環境における 1 台の輸送ロボットの作業順序最適化など，ごく少数しか知られていない．特に，著者の知る限り，非対称コストや時間枠制約の由来が本論文に類似する事例や，1 つの変数に依存する非対称コストおよび時間枠制約をもつ事例は，皆無である．

いっぽう解法については，文献 [3][4] にあるとおり，すでに多くが提案されてきた．しかしながら，問題例の規模は数十から数百のものばかりである．ここで本論文の問題例の規模 (穴位置の数；電子機器の高密度化につれて増大する) は平均で数千程度であり，しかも 1 枚の加工対象がこの規模の問題例を 10 題程度含む．またこの規模の問題にたいして，著者は産業応用への適性を求める．

そこで本論文では，LS 解法を適用する．この LS 解法の性能は初期解，選択する近傍および探索方法が鍵をにぎるが，本論文では，TSP の LS 解法を利用して初期解を生成し，さらに反転なし 3-opt 近傍⁴ を，Savelsbergh の辞書式探索戦略 [18] (lexicographic search strategy) で探索する．その理由は，近傍探索における新たな解の改善性を $O(1)$ 時間で判定できるからである．

3. 問題の定式化

本節においてまず，「XY ステージ等速直進移動」スキームを導入する．このスキームでは，加工は「加工矩形」と呼ぶ単位の繰り返しとなるが，その加工矩形に議論を絞り，定式化を行う．このスキームの導入により，最適化手法の効果的な適用が可能となる．すなわち本節では，加工時間最小化の要求を，つぎの特徴：

1. 各穴位置で 1 度ずつビームを照射する (「ハミルトン路」の最適化問題)；
 2. 各穴位置がビーム照射タイミングの最早最遅制限をもつ (「時間枠」付き)；
 3. 穴位置間を移動位置決めする時間が XY ステージ直進速度に依存する (その結果「非対称コスト」をもつ)；
 4. 上記 2. 時間枠，3. 非対称コストは，XY ステージ直進速度という「1 変数に依存」する；
- をもつ経路の最適化問題として，定式化する．

³ 脚注 6 を参照されたい．

⁴ 著者の知る限りでは本論文で用いる近傍またはアルゴリズムの一般的呼称は無いが，文献 [11] の 3.3 節に括弧付きで“(non-reversing) 3-opt”と記されているので，これに倣う．

3.1. 「XY ステージ等速直進移動」スキーム

位置決め機の動作に関して、

「XY ステージは、一連の加工中は X 軸または Y 軸と平行に等速で直進する」というスキームを提案する。このスキームによる加工における、基板座標系でのスキャンエリアの動きの例を、図 4 に模式化する（図 3 と比較されたい）。

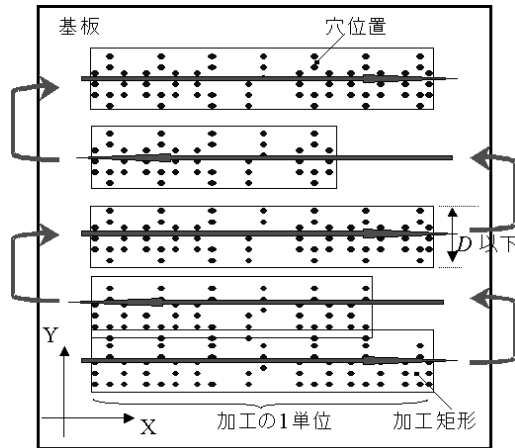


図 4: 提案するスキームによる加工の例

XY ステージが等速直進中に、穴位置への移動位置決めとビームの照射が連続的に行われる。この移動の際に、基板座標系におけるスキャンエリアの軌跡は、一辺が長く他辺がスキャン幅の矩形を形成する；以下ではこの矩形を加工矩形と呼ぶ⁵。ここでビームの照射は、各穴位置について1度ずつである（ハミルトン路）。

このスキームにおける XY ステージにたいする指令は、原則的には位置のランプ指令または速度のステップ指令であり、複雑な指令を持たない。このことは位置決め誤差の補償をより容易とする。つまり一般的には、簡易な制御設計でも正確な位置決め制御を実現できる可能性が高い。これはこのスキームの特長である。

ところでこのスキームはXYステージの動作にたいして、等速かつ直進という厳しい限定を課す。この限定は、穴位置密度が長辺に沿って一様でない加工矩形にとって不利である。このような加工矩形にたいしては、つぎの手段を適用して解決する：

- 加工矩形の長辺に沿って穴位置密度が大きく変わる位置で、加工矩形を分割する；
- S&R 型を採用する。

ここで実際には、実生産に用いられる基板（以下、実基板と略す）のなかでこのスキームに適さないものは少数である。

3.2. 問題の定義

以下では議論を1つの加工矩形に絞る。そして議論の一般性を逸しない、移動方向、座標系の原点、および時刻の仮定—以下では基本仮定と呼ぶ—を定める（図 5 参照）：

- 基板座標系にてスキャンエリアが左 (X 軸負側) から右 (X 軸正側) へ遷移する；
- 座標系の原点を加工矩形の左下の頂点にとる；
- スキャンエリアの右边が Y 軸に一致する時刻を 0 とする。

⁵図 4 の例では、すべての加工矩形の長辺は X 軸方向に延びているが、その必然性はない。つまり加工矩形の配置も最適化の対象である。しかし本論文では議論しない。

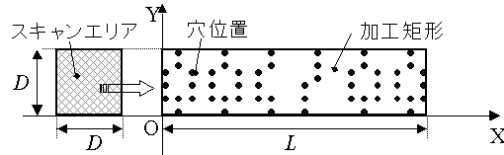


図 5: 基本仮定

この加工矩形単位ごとの加工時間最小化問題を、以下では *VD-AHPP-TW* と呼ぶ (“*VD*” は “variable dependent” を意図した.)。ここでこの問題を記述するための記号を定義する：

- $X = \{(x_1, y_1), (x_2, y_2), \dots, (x_n, y_n)\}$ を、加工矩形内に散布する n 個の穴位置 (点) $N = \{1, 2, \dots, n\}$ の集合とする。 D をスキャン幅、 S を各穴位置での照射時間とする。そして X および Y ガルバノスキャナの、位置決めの絶対変位 l (≥ 0) にたいする位置決め時間 t をあらわす関数をそれぞれ、 $t = x_glv(l)$ および $t = y_glv(l)$ と記す。 $\{X, D, S, x_glv(\cdot), y_glv(\cdot)\}$ がこの問題の入力である。
- そして、すでに触れたとおり各穴位置 i ($i \in N$) は時間枠 $[e(i), l(i)]$ をもつ。また、 i から j ($i \neq j, i, j \in N$) への移動コスト $cost(i, j)$ は、非対称 (非対称の意味は付録 A 参照) である。この 2 つの算出方法は、後に述べる。
- この問題を解くと、 XY ステージの直進速度、穴位置の訪問順序、および各穴位置 i の訪問時刻 (作業開始時刻と呼ぶ) が定まる。これらを順に V, σ ($j = \sigma(i)$ は i 番目に訪問する穴位置が j であることをさす.)、および $\tau(i)$ ($i \in N$) と書く。ここで $\{V, \sigma\}$ が定まったときの各 $\tau(i)$ の計算は一意である (後に述べる)；つまりこの問題の解は $\{V, \sigma\}$ で表現できる。

この最適化問題の目的は、最後に訪問する穴位置の作業開始時刻 $\tau(\sigma(n)) + S$ の最小化である。

つまり問題 *VD-AHPP-TW* はつぎのようである：

入力 : $\{X, D, S, x_glv(\cdot), y_glv(\cdot)\}$,

変数 : $\{V, \sigma\}$,

目的 : $\tau(\sigma(n)) + S$ の最小化,

ここで,

変換式 :すでに定義した記号から, $[e(i), l(i)], cost(i, j), \tau(i)$ ($i, j \in N, i \neq j$)

を計算する式 (続く 3 つの節で述べる),

が定義されている。

3.3. 時間枠

物理的には、ビームを穴位置に照射できるのはその位置がスキャンエリア内にあるときに限る。ビームを穴位置 i に照射開始可能な時間帯すなわち時間枠 $[e(i), l(i)]$ は、次式で計算する：

$$e(i) = x_i/V, \quad (1)$$

$$l(i) = (x_i + D)/V - S. \quad (2)$$

V が大きくなれば時間枠は過去にシフトし狭まる。

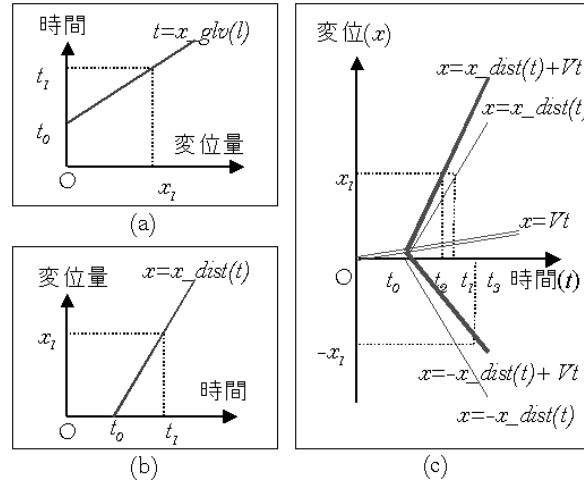


図 6: 移動コストの計算

3.4. 移動コスト

本節では、穴位置から穴位置への移動の変位が (x, y) であるときの位置決め時間 $pos_t(x, y, V)$ の計算方法を簡潔に示す；詳細を付録 B に示したので参照されたい。ここで $pos_t(\cdot, \cdot, \cdot)$ は $cost(\cdot, \cdot)$ にたいし、

$$cost(i, j) = pos_t(x_j - x_i, y_j - y_i, V). \quad (3)$$

の関係である。

$t = x_glv(l)$ の逆関数を $l = x_dist(t)$ で表す。図 6 (a) に $t = x_glv(l)$ を、同図 (b) に $l = x_dist(t)$ を模式的に表現する。 $pos_t(x, y, V)$ は

$$pos_t(x, y, V) = \max\{x_pos_t(x, V), y_glv(|y|)\} \quad (4)$$

で計算する；(4) 式の $x_pos_t(x, V)$ は

$$x = \begin{cases} x_dist(t) + Vt & (x \geq Vt_0) \\ -x_dist(t) + Vt & (x < Vt_0) \end{cases} \quad (5)$$

を t について解いたときの解の最小値である（図 6 (c) 参照）；ここに $t_0 := x_glv(0)$ 。

図 6(c) に示すとおり、X 方向の変位が x_1 のときの X 方向の位置決め時間 (t_2) と、X 方向の変位が $-x_1$ のときの X 方向の位置決め時間 (t_3) とは、異なる。つまり場合によっては $cost(i, j) \neq cost(j, i)$ である（非対称コスト）。また移動コストは V に依存する。

3.5. 作業開始時刻の計算

穴位置 i への到着時刻を $a(i)$ とする。作業開始時刻の計算手順は次のようである：まず、 $\tau(\sigma(1)) = e(\sigma(1))$ とする；つづく穴位置 $\sigma(i)$ ($i > 1$) への到着時刻は $a(\sigma(i)) = \tau(\sigma(i-1)) + S + cost(\sigma(i-1), \sigma(i))$ と計算できる；そして $\tau(\sigma(i)) = \max\{a(\sigma(i)), e(\sigma(i))\}$ で定める。

なお、計算の過程において、ある穴位置 i で時間枠を破る場合 ($\tau(i) > l(i)$)（物理的には、照射のタイミングで目的の穴位置がスキャンエリアから外れている状況であり、加工不可能である。）は、実行可能解ではないと判断する。

4. 問題の解法

問題 *VD-AHPP-TW* は、形式的に言えば時間枠付き非対称ハミルトン路最適化問題 (*AHPP-TW*)⁶ であるが、時間枠と非対称コストは変数依存であるため、扱いが難しい。そこでこの問題にたいして、つぎの解法を提案する：

ステップ 1 σ を発生；

ステップ 2 σ を固定して最大の V を計算 (V の値が増加しなければ終了)；

ステップ 3 V を固定して σ を改善 (改善解が見つからなければ終了)；ステップ 2 に戻る。

この解法はつぎの根拠による。

- 問題 *VD-AHPP-TW* にたいしては産業応用への適性を求める。このことから、初期解から始め (実行可能性を満たす) 改善解への移動の繰り返すという、山登り法の適用がふさわしいと考える。ここで解は $\{V, \sigma\}$ の組であるから、山登りは V を改善する登りかたと σ を改善する登りかたの 2 種類である。
- さて、 V を固定してみる。すると時間枠制約 (3.3. 節) と非対称コスト (3.4. 節) の計算は、一意である。ここでこの 2 つの計算の負荷は回数が重なればけっして無視できないが、 V が変わらなければ再計算の回数が少なくてすむ。つまり計算効率がよい。したがって、山登りの過程で、 V を固定して σ だけを繰り返し改善するステップ (ステップ 3) を定め、そのステップを基軸として解法を設計すれば、計算効率がよい。このステップはまさに *AHPP-TW* の LS 解法である。
- ステップ 3 により順列が改善されると、より大きな値の V (物理的にはより速いステージ速度) でも実現可能解となりうる可能性が生じる。そこでステップ 3 を 1 回実行するごとに、 σ を固定して V だけをできる限り改善するステップ (ステップ 2) をはさめばよい。

以下ではステップ 1 の問題を *INITIALIZE*、ステップ 2 の問題を *FEASIBLE_MAX* と呼ぶ。(ステップ 3 の問題は *AHPP-TW* である。)

本節で順にこれら 3 つの問題の解法を提案する。

4.1. 問題 *INITIALIZE* の解法

左に位置する穴位置ほど早い時間に訪問しなければならないことを考えると、概ね路が左から右へ向かうようであれば実行可能とはなり得ない。そのような路を発生する方法として、TSP の近似解法として知られる ストリップ算法 [21] が挙がる。しかしこの算法のみではよい初期経路を得られないので、算法の中途部を別の処理で代替する：

ステップ 1.1 加工矩形を、長辺に沿って適切な幅ごとに短冊切りする (以下、区切られた結果の矩形を短冊と呼ぶ)；

ステップ 1.2 すべての短冊について、短冊内の穴位置の順列を最適化する；具体的には、まず路の外形が蛇行状になるように各短冊の始点・終点を定め、TSP の適切な LS 解法でハミルトン路を改善する；

ステップ 1.3 互いに隣り合う短冊の組全てについて、左の短冊の終点と右の短冊の始点をつなぐ。

図 7 は、この解法の適用結果の 1 例である。ここでステップ 1.1, 1.3 はストリップ算法と

⁶ 2. 節にて、*AHPP-TW* は実行可能解があるか否かを判定することさえ NP 完全であると記述した (脚注 3 をつけた文章)。だが本論文における問題 *VD-AHPP-TW* は、必ず実行可能解をもつ；例えば σ を X 座標値の昇順ソートにより定め、 V を 0 に限りなく近い正数とすれば、解 $\{V, \sigma\}$ は実行可能である。

同一である．適切な幅の決め方（幅は同一でなくともよい）は本論文では議論しない．また TSP の局所探索法としては，Lin-Kernighan の算法 [14]（以下，LK 算法と略す）を用いる．LK 算法は TSP の局所探索法として有名であり，解質がよく計算が高速である．この算法の実装は，文献 [14] と比べて著しく進化した文献 [2] に主に基づく．（文献 [15] で作成したプログラムの転用である．）

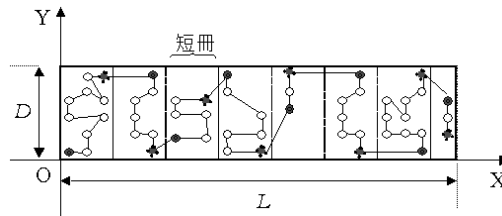


図 7: 問題 INITIALIZE の解法による経路の例

4.2. 問題 FEASIBLE_MAX の解法

3.3. 節の (1), (2) 式に示すように，時間枠は V が大きくなるにつれて過去にシフトし狭まる．つまり任意の σ にたいして，それ以下なら実行可能解，さもなければ不可能解となる V の閾値が存在する．この閾値は，2 分法により求める．挟みうちの初期値や反復終了の判定基準については，省略する．なお，一般に 2 分法を用いる場合，解空間全体が連続かつ単調でなければならない．本問題の解空間にその保証は無い．この解法を採択したのは，本論文では近似解で充分であるためである．

計算高速化のため， V は離散的にした； V の最小値を V_h と書く（ V_h の与え方については本論文では議論しない）とき， V は V_h の自然数倍に限った．

4.3. AHPP-TW の LS 解法

LS 解法の性能は，初期解の生成法（4.1. 節），近傍の選択および探索の方法が鍵をにぎる．

非対称な移動コストと時間枠を無理なく扱うことのできる近傍として，反転なし 3-opt 近傍⁷を用いる．この近傍の操作を図 8 に示す．この操作は，順列を 4 つの区画 (segment)（以下では，順列中の連続する (p 個の) 要素のことを (長さ p の) 区画と呼ぶ) A_i ($i = 1, 2, 3, 4$) に分割し， A_1, A_3, A_2, A_4 の順に並び換える．別のいい方では，この操作は区画 A_2 を区画 A_3 の後に（，または A_3 を A_2 の前に），挿入する．

一般に，非対称な問題において多くの区画を反転するような近傍では，解の改善性の判定が困難である．この近傍は区画内の順列を反転しない近傍であり，非対称な問題に適している．

時間枠をもつ場合，削除する枝のコスト和と追加する枝のコスト和の大小だけで，移動後の解が改善解か否かを判定することはできない；つまり，移動後の解における各穴位置の作業開始時刻を調べ，時間枠に収まっているかどうかを確認する必要がある，工夫しなければ，改善性の判定に $O(n)$ 時間を要する（改善性の判定基準は付録 C を参照されたい）．この問題は，辞書式探索戦略 [8][13][18] の適用が解決する．この戦略は近傍探索における新たな解の改善性を $O(1)$ 時間で判定する．

⁷この近傍は，挿入する要素が 1 つのとき単に挿入近傍 [22]（または 2H-opt [6][12]；H は half を意味する）と，挿入する要素が 3 つ以下のすべてで反転を許す場合は，Or 近傍 [16] [17] と呼ばれる．この 2 つは TSP で盛んに研究されてきた．

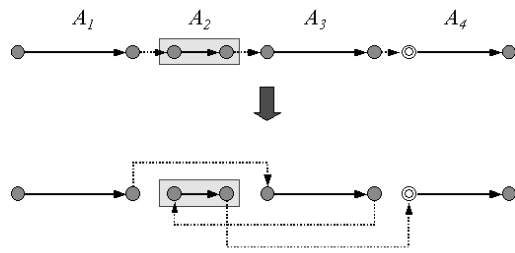


図 8: 反転なし 3-opt 近傍の操作

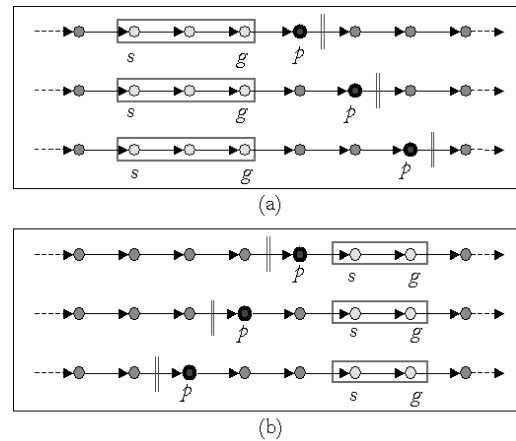


図 9: 辞書式探索: (a) 前方; (b) 後方

反転なし 3-opt 近傍の辞書式探索を図 9 に示す. 図 9(a) は前方 (forward) 探索, (b) は後方 (backward) 探索である. 手続きは上から下の順に進む. この探索では, 1つの区画—基地 (base) 区画と呼ぶ (図 9 では s と g に挟まれる部分)—をしばらく固定しておき, 1つの穴位置—探査 (probe) 点と呼ぶ (図では p)—を, 1つずつ前方あるいは後方に換える (前方探索では探査点の次, 後方探索では前が, 基地区画の挿入先である). 改善解が見つからないとき, 探査点は基地区画にたいして, 順列内の遠い順番に変わっていく. 改善解が見つかった時点で, 探索を中止し, 経路を更新する.

この探索において, 計算高速化のためにいくつかの工夫を加えている.

- 基地区画の長さを閾値で制限した.
- 移動後の解で隣りあう位置に移る点のペアにたいして X 座標の差に閾値を設定し, その閾値を超える探査点が出現した時点で, その基地での探索を中止するようにした.
- 基地区画の最初の点のコントロールは, Bentley [5] が始めた, いわゆる don't-look bit と呼ばれる技術 [6][12][22] を用いた.

5. 計算機実験

提案する手法と S&R 型にたいする著者の既存手法である文献 [15] とで, 計算機を用いて加工時間を比較する. ここで計算時間については, 提案手法は実運用上問題にならない程度⁸ に高速であった. 本論文では具体的に議論しない.

実験用に, 12 個の実基板データを無作為に選んだ. 表 1 に, 2つの重要情報—穴位置の数 (以下, 穴数と略す) および穴位置の密度 (以下, 穴密度と略す)—を示す⁹. ここで穴数は百の位を四捨五入している. また穴密度は 1mm^2 当りの穴位置個数をさす. なお以下の表では S&R 型計画の結果を“既存”, 本論文で提案した計画の結果を“提案”と記す.

まず最初に, 基板あたりの加工時間を表 2 に比較する (単位は「削減率」の列をのぞいて秒. 表 2 以後の表では, 削減率の列は削減の場合 Δ つき, 増加の場合は括弧つきで記す). 提案手法が加工時間を平均 30 % (少なくとも 9 %, 最大 51 %) 削減するという, 良好な結

⁸ レーザ穴あけシステムにおいては, 基板パターン変更に伴うマシンセットアップ時間などを計算に利用すればよく, この時間内であれば問題ない.

⁹ 学術貢献のためには加工システムおよび基板にたいする詳細情報を含むベンチマーク問題の提供が望ましいが, 諸事情から差し控えたい.

表 1: 実験用基板データ

データ名	穴数	穴密度 (個/mm ²)
A10	10000	0.06
B12	12000	0.11
C23	23000	0.13
D25	25000	0.13
E27	27000	0.15
F30	30000	0.18
G37	37000	0.21
H41	41000	0.25
I54	54000	0.28
J58	58000	0.28
K84	84000	0.32
L144	144000	0.92

表 2: 加工時間の比較

データ名	既存	提案	削減率 (%)	削減時間 (s)
A10	37.3	18.2	△ 51.2	△ 19.1
B12	23.3	14.6	△ 37.3	△ 8.7
C23	42.3	28.3	△ 33.2	△ 14.0
D25	44.9	28.8	△ 35.9	△ 16.2
E27	48.6	30.7	△ 36.9	△ 17.9
F30	56.6	37.1	△ 34.4	△ 19.5
G37	53.5	41.0	△ 23.3	△ 12.5
H41	61.5	46.6	△ 24.2	△ 14.9
I54	80.2	58.0	△ 27.6	△ 22.1
J58	85.1	63.4	△ 25.5	△ 21.7
K84	114.7	89.2	△ 22.3	△ 25.5
L144	137.7	124.7	△ 9.5	△ 13.0
平均)			△ 30(%)	△ 17(s)

果を得た。

つぎに提案手法の効果を詳細に分析する；加工時間をつぎの3つに分け、表3に示す（単位は秒）。

1. 「ガルバノ」：ガルバノ走査系による位置決め時間の総和。（スキャンエリア（図3）または加工矩形（図4）内の加工時間の総和から3.の時間を除いた結果でもある。）
2. 「ステージ」：XYステージによる位置決め時間の総和，つまり，スキャンエリアまたは加工矩形間の移動時間の和である。
3. 「その他」：上記1., 2. 以外の時間，つまり作業時間（照射時間）と時間枠制約による待ち時間の和である。なおS&R型のときは待ち時間は0であるので，作業時間そのものである。

XYステージの位置決め時間が大きく削減（81%）できていることがわかる。これは表4に示すように，提案手法がXYステージ位置決めの回数を平均89%削減できていることが主要因である。その他の2つは若干増加（+4%, +18%）する。これはつぎの要因が少しずつ影響した結果と考える：

1. XYステージ「等速」動作スキーム（穴位置密度が相対的に低い箇所待ち時間が生じ，“その他”が増加した）；
2. 時間枠制約の存在（TSP（既存）よりも厳しい問題であるための増加）；

表 3: 加工時間比較 (表 2) の内訳

データ名	ガルバノ			ステージ			その他		
	既存	提案	削減率 (%)	既存	提案	削減率 (%)	既存	提案	削減率 (%)
A10	9.8	10.2	(4.1)	25.3	4.5	$\triangle 82.3$	2.1	3.5	(62.5)
B12	9.4	9.8	(4.7)	11.4	2.0	$\triangle 82.5$	2.6	2.8	(8.9)
C23	16.4	17.1	(4.1)	20.9	5.2	$\triangle 75.1$	5.0	6.0	(19.3)
D25	18.2	17.3	$\triangle 4.6$	21.5	4.5	$\triangle 79.3$	5.3	7.0	(33.1)
E27	18.9	19.4	(2.5)	24.0	5.0	$\triangle 79.0$	5.7	6.3	(10.2)
F30	23.9	25.7	(7.7)	26.3	3.9	$\triangle 85.0$	6.5	7.5	(15.5)
G37	26.2	26.9	(2.6)	19.3	4.7	$\triangle 75.9$	8.0	9.5	(18.6)
H41	28.2	31.2	(10.6)	24.4	4.6	$\triangle 81.2$	8.9	10.8	(22.0)
I54	39.9	40.9	(2.5)	28.8	5.1	$\triangle 82.2$	11.5	12.0	(4.5)
J58	42.6	45.7	(7.2)	29.9	4.6	$\triangle 84.7$	12.5	13.1	(4.2)
K84	60.2	62.4	(3.7)	36.5	6.5	$\triangle 82.3$	18.1	20.4	(12.4)
L144	83.7	86.7	(3.6)	22.9	4.3	$\triangle 81.1$	31.1	33.7	(8.2)
平均削減率)			+4 (%)	$\triangle 81$ (%)			+18 (%)		

表 4: XY ステージ位置決め回数の比較

基板名	既存 (回)	提案 (回)	削減率 (%)
A10	70	7	$\triangle 90.0$
B12	31	3	$\triangle 90.3$
C23	53	8	$\triangle 84.9$
D25	57	7	$\triangle 87.7$
E27	66	8	$\triangle 87.9$
F30	72	7	$\triangle 90.3$
G37	51	7	$\triangle 86.3$
H41	67	8	$\triangle 88.1$
I54	80	8	$\triangle 90.0$
J58	82	8	$\triangle 90.2$
K84	99	10	$\triangle 89.9$
L144	63	7	$\triangle 88.9$
平均)			$\triangle 89$ (%)

表 5: 既存手法における各内訳の占有率

データ名	ガルバノ	ステージ	照射
A10	26.3	67.9	5.7
B12	40.3	48.7	11.0
C23	38.9	49.3	11.8
D25	40.4	47.9	11.7
E27	38.9	49.4	11.8
F30	42.1	46.4	11.5
G37	49.0	36.1	14.9
H41	45.9	39.7	14.4
I54	49.7	35.9	14.4
J58	50.1	35.2	14.7
K84	52.4	31.8	15.8
L144	60.8	16.6	22.6
平均	45 (%)	42 (%)	13 (%)

3. (反転なし 3-opt 近傍の) 探索領域のせまさ (広い近傍であれば増加量を低減できる)。

なお、基板データ “L144” の加工時間削減率は 10% 未満であり、他のデータと比べて効果が少ない。これは表 5 に示すように、総加工時間に占める XY ステージ位置決め時間の割合が少ない (平均 42% に対し約 17%) ためである。このような基板では、どのようなスキームや計画手法であっても、大幅な加工時間削減は困難である。

最後に、提案手法はいくつかのステップに分けることが出来るが、その各ステップについて評価する。具体的には、表 6 につぎの 4 つの手法：

1. (著者の S&R 法にたいする) 既存手法；
2. 4. 節ステップ 1 で σ を 4.1. 節の解法の代わりにストリップ算法で求め、ステップ 2 の後すぐに終了する手法 (協調制御型を採用し提案スキームを導入するもアルゴリズムは単純である場合、を意図した。なお表 6 では “スキームのみ” と記す)；
3. ステップ 1, 2 の後すぐに終了する手法 (提案手法から LS 解法の反復を除いた解法である。なお表 6 では “初期解” と記す)；
4. 提案手法；

を採用した場合の加工時間および、加工時間の既存手法からの削減率を比較する。

表 6: 提案手法各要素の個別評価

データ名	加工時間 (s)				削減率 (%)		
	既存	スキームのみ	初期解	提案	スキームのみ	初期解	提案
A10	37.3	19.7	18.9	18.2	△ 47.2	△ 49.2	△ 51.2
B12	23.3	16.0	15.1	14.6	△ 31.5	△ 35.2	△ 37.3
C23	42.3	31.6	29.2	28.3	△ 25.4	△ 30.9	△ 33.2
D25	44.9	33.7	31.7	28.8	△ 25.1	△ 29.4	△ 35.9
E27	48.6	35.5	32.6	30.7	△ 27.0	△ 33.0	△ 36.9
F30	56.6	40.7	39.0	37.1	△ 28.2	△ 31.1	△ 34.4
G37	53.5	45.8	42.3	41.0	△ 14.4	△ 20.9	△ 23.3
H41	61.5	54.9	48.4	46.6	△ 10.8	△ 21.3	△ 24.2
I54	80.2	65.4	59.6	58.0	△ 18.4	△ 25.7	△ 27.6
J58	85.1	69.8	65.2	63.4	△ 17.9	△ 23.4	△ 25.5
K84	114.7	100.8	91.5	89.2	△ 12.1	△ 20.3	△ 22.3
L144	137.7	150.9	126.0	124.7	(9.6)	△ 8.5	△ 9.5
平均削減率)					△ 21(%)	△ 27(%)	△ 30(%)

既存手法にたいし、手法 2 は平均 21%、手法 3 は平均 27% (、提案手法は平均 30%) 加工時間を削減する。協調制御型を採用し提案スキームを導入するだけでも大きな効果が期待できること、INITIALIZE において各短冊内の経路を TSP の LS 解法により改善することが有効であること、および VD-AHPP-TW の LS 解法適用がさらなる加工時間削減につながるなどが確認できる。

6. おわりに

協調制御型レーザ穴あけシステムの高速加工を実現するための手法を提案した。本論文の成果をここにまとめる：

1. 「XY ステージ等速直進移動」スキームを提起し、加工矩形ごとの加工時間最小化の要求を最適化問題 (VD-AHPP-TW) として定式化した。協調制御型レーザ穴あけシステムにたいする最適化手法の提案は、本論文が初めてである。
2. 問題 VD-AHPP-TW にたいし、AHPP-TW の LS 解法を基軸とする解法を提案した。ここで本論文の AHPP-TW は大規模であり、また非対称コストと時間枠制約は特徴的である。そこで、初期解の構築法・近傍の選択・探索戦略・計算高速化技術に、独自の工夫を加えた。
3. 多くの実基板データを用いた計算機実験により、著者の既存手法と比較した。本論文で提案した手法が基板あたりの加工時間を著しく削減することを確認した。

一方、解質と計算速度は（実用上は問題ないが）改善の余地がある。たとえば、探索領域の広い近傍の適用や、別の計算高速化技術の適用などが、今後の課題である。また、紙面の都合上詳細に提示できないが、本論文で紹介した装置構成や加工方法のバリエーション、たとえば

- エネルギーシェア方式の 2 軸機¹⁰ の加工、
- サイクル加工¹¹、

¹⁰透過型ミラーで 1 本のビームを 2 分割し、一定間隔以上離れて並ぶ 2 つのガルバノ走査系で同時位置決めして一度に 2 つの穴位置を加工するレーザ穴あけシステム。

¹¹同じ穴位置を所定の時間を空けて同一回数ずつ訪問する加工。

なども同様に、加工時間の最小化が要求される。これらにたいする加工計画も今後の課題である。

本論文で提案した協調制御型レーザ穴あけシステムは、商品化に向けて試用中である。

謝辞

本研究の内容を、東京大学大学院の松井知己助教授、松浦史郎助手、土村展之助手、および東京商船大学の宮本裕一郎助手（いずれも当時）にご紹介させていただく機会がありました。その際に有益な助言や激励をいただきましたので、謹んで感謝いたします。また、査読者の方々には懇切なコメント・提案をいただきました。心から謝意を表します。

参考文献

- [1] E.H.L. Aarts and J.K. Lenstra: *Local Search in Combinatorial Optimization* (John Wiley & Sons, 1997).
- [2] D. Applegate, R. Bixby, V. Chvátal, and W.J. Cook: Finding tours in the TSP. *Technical Report TR99-05* (Department of Computational and Applied Mathematics, Rice University, Houston, TX 77005, 1999).
- [3] N. Ascheuer: *Hamiltonian Path Problems in the On-line Optimization of Flexible Manufacturing Systems*. PhD thesis (Technische Universität Berlin, 1995).
- [4] N. Ascheuer, M. Fischetti, and M. Grötschel: Solving the asymmetric traveling salesman problem with time windows by branch-and-cut. *Mathematical Programming*, **90-3** (2000), 475–506.
- [5] J.L. Bentley: Experiments on traveling salesman heuristics. *Proceedings of the First Annual ACM-SIAM Symposium on Discrete Algorithms*, ACM, New York, and SIAM, Philadelphia, PA (1990), 91–99.
- [6] J.L. Bentley: Fast algorithms for geometric traveling salesman problems. *ORSA Journal on Computing*, **4** (1992), 387–411.
- [7] D.R. Cutler, R.M. Pailthorp, and M.A. Unrath: U.S. Patent, US5751585 (1998).
- [8] M. Desrochers, L.K. Lenstra, M.W.P. Savelsbergh, and F. Soumis: Vehicle routing with time windows: optimization and approximation. In B.L. Golden and A.A. Assad (eds.): *Vehicle Routing: Methods and Studies* (Elsevier Science Publishers B.V., North Holland, 1988).
- [9] M.R. Garey and D.S. Johnson: *Computers and Intractability: A Guide to the Theory of NP-Completeness* (Freedman, San Francisco, CA, 1979).
- [10] J.L. Hurink and S. Knust: A tabu search algorithm for scheduling a single robot in a job-shop environment. *Discrete Applied Mathematics*, **119** (2002), 181–203.
- [11] D.S. Johnson, G. Gutin, L.A. McGeoch, A. Yeo, W. Zhang, and A. Zverovitch: Experimental analysis of heuristics for the ATSP. In G. Gutin and A.P. Punnen (eds.): *The Traveling Salesman Problem and Its Variations* (Kluwer Academic Publishers, 2002), 445–487.
- [12] D.S. Johnson and L.A. McGeoch: The traveling salesman problem: a case study. In E.H.L. Aarts and J.K. Lenstra (eds.): *Local Search in Combinatorial Optimization*

- (John Wiley & Sons, 1997), 215–310.
- [13] G.A.P. Kindervater and M.W.P. Savelsbergh: Vehicle routing: handling edge exchanges. In E.H.L. Aarts and J.K. Lenstra (eds.): *Local Search in Combinatorial Optimization* (John Wiley & Sons, 1997), 337–360.
 - [14] S. Lin and B.W. Kernighan: An effective heuristic algorithm for the traveling salesman problem. *Operations Research*, **21** (1973), 498–516.
 - [15] 西村卓也: レーザ穴あけ機の加工計画. 2003 年日本 OR 学会春季研究発表会アブストラクト集 (2003), 86–87.
 - [16] I. Or: *Traveling salesman-type combinatorial problems and their relation to the logistics of blood banking*. PhD thesis (Department of Industrial Engineering and Management Science, Northwestern University, Evanston, IL 1976).
 - [17] S. Reiter and G. Sherman: Discrete optimizing. *Journal of the Society for Industrial and Applied Mathematics*, **13** (1965), 864–889.
 - [18] M.W.P. Savelsbergh: Local search in routing problems with time windows. *Annals of Operations Research*, **4** (1985), 285–305.
 - [19] K. Steiglitz and P. Weiner: Some improved algorithms for computer solution of the traveling salesman problem. *Proceedings of the 6th Annual Allerton Conference on Communication, Control, and Computing* (Department of Electrical Engineering and the Coordinated Science Laboratory, University of Illinois, Urbana, IL, 1968), 814–821.
 - [20] 杉江弘: 公開特許公報, 2000–100608 (2000).
 - [21] K.J. Supowit, E.M. Reingold, and D.A. Plaisted: The traveling salesman problem and minimum matching in the unit square. *SIAM Journal on Computing*, **12–1** (1983), 144–156.
 - [22] 柳浦睦憲, 茨木俊秀: 組合せ最適化—メタ戦略を中心として (朝倉書店, 2001).

付録

A 巡回セールスマン問題およびそのバリエーション

本節では巡回セールスマン問題 (traveling salesman problem, TSP) およびそのバリエーションについて、直感的な用語で概説する。

TSP は、複数の街と、すべての街の対 (i, j) の移動コスト d_{ij} が与えられたとき、すべての街をちょうど1度ずつ経由する巡回路 (ハミルトン閉路) のなかで、総コストが最小のものを探す問題である。ここですべての i と j にたいして $d_{ij} = d_{ji}$ が成り立つとき、対称 TSP (symmetric TSP, STSP) といい、そうでないとき、非対称 TSP (asymmetric TSP, ATSP) という。

すべての街をちょうど1度ずつ経由する路をハミルトン路といい、総コストが最小のハミルトン路を求める問題をハミルトン路最適化問題 (hamiltonian path problem, HPP) という。HPP は、便宜的に街を1つ加えてその街にかかわる移動コストを適切に設定すれば、TSP として扱うことができる。

TSP において各街を訪問したとき、作業が発生する場合がある。その場合に、各街 i の作業開始時刻が時間枠 $[e_i, l_i]$ (e_i : 最早作業開始時刻, l_i : 最遅作業開始時刻) に限定され

るとき、時間枠付き TSP (TSP with time windows, TSP-TW) という。同様に ATSP-TW, AHPP-TW などという。

B 移動コスト計算方法

X および Y ガルバノスキャナが変位量 (変位の絶対値) l を移動するときの位置決め時間 t を表す関数を, $t = x_glv(l)$ および $t = y_glv(l)$ と記す。ガルバノスキャナの位置決めは近い距離のほうが短い時間で済むので, この関数は非減少である。この関数を用いると, ステップアンドリピートの際の変位 (x, y) に対する移動コストは, $\max\{x_glv(|x|), y_glv(|y|)\}$ と書ける。この移動コストは対称である。

さて, XY ステージが X 方向に等速で直進する場合, X 方向の位置決め時間は, この XY ステージの速度 V にも依存する。また移動方向の符号も考慮する必要がある。すなわち, X 方向の位置決め時間を表す関数は $t = x_pos_t(x, V)$ の形である。したがって, 移動コストは式 (4) と書ける。以下, 関数 $t = x_pos_t(x, V)$ に絞って議論する。

図 6 (a) は関数 $t = x_glv(|x|)$ を模式的に表現したものである (この関数を図では半直線で単純化しているが, 実機はそうとは限らない)。横軸は変位量であり, 縦軸は位置決め開始命令からの経過時間である。いま, 変位 0 に対応する時間を t_0 で表し, 適当な変位 x_1 に対応する時間を t_1 とする。

図 6 (b) は同図 (a) の縦横の軸を取り替えたものである。この関数も非減少である。これを $x = x_dist(t)$ と表す。定義域は $t \geq t_0$, 値域は $x \geq 0$ である。

XY ステージが一定の速度 $V(> 0)$ で移動する場合の移動コストを図 6 (c) を用いて説明する。横軸は時間であり, 縦軸は変位である。縦軸正の方向は基本仮定における X 軸正の方向である。XY ステージの移動量は時間 Δt ごとに $V\Delta t$ であるが, この移動量を考慮する必要がある。すなわち, 関数 $x = x_dist(t)$ にたいして, XY ステージの変位分を加えた関数である, 式 (5) を考える。定義域は $t \geq t_0$ であり, $x \geq Vt_0$ のとき正の符号, さもなければ負の符号をとる。関数 $x = x_dist(t)$ が $x \geq 0$ に定義される非減少関数であることから, この式は任意の V と x の組にたいして, 少なくとも 1 つの t が対応する。(ここで「少なくとも 1 つ」とは, つぎの意味である: 関数 $x = -x_dist(t) + Vt$ は $x_dist'(t) < V$ なる t があればそこで増加するので, 2 つ以上の t が対応することがあり得る; ただし物理的には, ガルバノスキャナは XY ステージよりきわめて速い ($x_dist'(t) \gg V$) と考えてよい。) すなわち式 (5) は t について解くことができ, この解の最小値を t として, $t = x_pos_t(x, V)$ の形に変換できる。これを式 (4) に当てはめる。

C 改善性の判定基準

反転なし 3-opt 近傍の操作 (図 8) は順列を 4 つの区画 A1, A2, A3, A4 に分割し, A1, A3, A2, A4 の順に並び換えるが, 近傍操作により都市への到着時刻が変化する可能性があるのは, A1 を除く全ての区画である。解が実行可能である (feasible) かどうかは, これらの区画の全ての都市で時間枠を守っているかどうかで決まる。解がベターである (profitable) かどうかは, 区画 A4 の最初の都市について, 到着時刻が早いほうにシフトするかどうかで決める。実行可能かつベターである解を, 改善解 (improvable) と判定する。

西村 卓也

住友重機械工業（株） 技術開発センター

〒 237-8555 神奈川県横須賀市夏島町 19 番地

E-mail: Tky_Nishimura@shi.co.jp

ABSTRACT

PROCESS SCHEDULING OF
LASER DRILLING SYSTEMS WITH COLLABORATIVE POSITIONING
DEVICES

Takuya Nishimura Yukihiro Nakama Akihiko Taneda
Seiki Ohnishi Hiroshi Morita Yasuyuki Okudaira
Sumitomo Heavy Industries, Ltd.

We describe an approach for scheduling processes of laser drilling systems which can employ two positioning devices simultaneously. Note that these devices are contrastive: one is a high-speed, short-range device, while the other is a low-speed, long-range one. The objective is to minimize the machining time for each board. Despite this common objective, no publications have dealt with approaches for scheduling them so far for some reasons such as high flexibility for positioning.

In our approach, we first introduce a scheme: the low-speed, long-range device moves straight with a constant speed. This scheme formulates an optimization problem which includes Asymmetric Hamiltonian Path Problem with Time Windows (AHPP-TW). We present a local search algorithm for the AHPP-TW. The algorithm is non-reversing 3-opt where lexicographic search strategy is applied. Computational experiments on real data drew a comparison between machining time with our approach and that with our conventional one. An excellent result was obtained: our approach cut machining time by 30% on average.