

## 類似品種分類法を用いたプリント基板実装装置のパーツフィーダ配置手法

日立東北ソフトウェア(株)

齋藤 信 岡崎 司 伊藤俊明 高瀬 洋史

### 概要

情報通信機器などの主要部品であるプリント基板の実装ラインでは、生産品種の多様化に伴い、段取時間を含む実装作業時間の増大が高効率生産実現の際の大きな障害となっている。段取作業は、生産品種の切替に伴うパーツフィーダの交換や配置変更の際に発生する。本稿では、生産品種切替に伴う段取作業を削減する技術として、類似品種分類法による品種グループ毎の各プリント基板の部品実装順序に基づいて、各グループの生産に使用するパーツフィーダの最適配置を決定する方法について述べる。

## Parts feeders placement algorithm for printed circuit boards assembling machines

Hitachi Tohoku Software Co.,Ltd

Shin Saito Tsukasa Okazaki Toshiaki Ito Shin Saito Hiroshi Takase

### Abstract

Recently, personal computers, mobile phones, and digital cameras becomes to have so many variety of products. Therefore, on printed circuit boards assembling lines, many exchange of production makes setup time of machines to increase. Setup operation of assembling machines consists of changeover of sets of parts feeders and replacements of parts feeders.

In this paper, we show an algorithm that determine location of each parts feeders, in order to reduce the setup time of machines.

## 1. はじめに

近年、プリント基板実装ラインに用いる組立機には、高密度化の可能なマウンタが多用されている。マウンタは、印刷された半田ペースト上にチップ部品を面付け搭載するものであるが、プリント基板一枚を完全に実装する際に、数十から数百種類の部品をパーツフィーダに装着しなければならない。また、生産品種の切替え毎に、パーツフィーダに装着した部品の交換や配置の変更(部品段取)が必要となる。この部品段取時間は、一回の作業単位(ロット)に関する正味実装時間(タクトタイム)の数割から数倍にも達し、多品種少量生産での高効率生産実現の際の大きな障害となっている。本稿では、主要なマウンタタイプであるロータリヘッド式マウンタを対象として、部品段取時間を削減する方法について述べる。このタイプのマウンタでは、基板の移動距離に比べパーツフィーダ移動距離が十分長いため、パーツフィーダの移動距離をできるだけ短くするようなパーツフィーダ配置を求める必要がある。

## 2. 多品種少量生産の高効率化の課題

ロータリヘッド式マウンタによる従来の品種切替生産方式では、多品種少量生産を行う際に生産効率の面で大きな問題が生じる。このような多品種少量生産向きの生産方式として、生産工程の類似な品種グループを集約して生産する集約生産方式の実用化が期待されている。

しかし、実際の多品種少量生産の実装ラインでは、生産品種や生産工程順序が複雑多岐に渡る上に、生産オーダの納期変更や部品の遅延など生産状況も頻繁に変化することから、部品段取りの発生を予め精度良く予測し生産順序を適正に計画しておくことが困難である。そこで、次の技術により集約生産を実現することにした。

### (1)段取りの類似な品種グループの編成技術

### (2)類似品種別のパーツフィーダ配置技術

(1)では、一定期間に生産する基板品種を、予め段取りの類似な幾つかのグループに編成し、各グループ毎に一つのパーツフィーダ配置で生産を行うようにする。一方、(1)の技術で編成された類似品種グループにおいては、一つの品種グループの各基板の実装に必要なすべての部品種類がパーツフィーダに配置されなければならない。部品の実装順序は各基板品種によって異なるため、パーツフィーダの最適な配置も異なる。また、各基板品種それぞれの生産量も考慮する必要がある。そこで、(2)で、予め設定した基板品種毎の実装順序を制約としてパーツフィーダの最適配置を決定し、品種グループに属する各品種の正味実装時間の総和の最小化を行うようにする。

本稿では、(1)ではHamming距離を用いた手法<sup>(1)(2)</sup>またはROC手法<sup>(3)</sup>を用いることとし、以下、(2)について述べる。

## 3. 類似品種別パーツフィーダ配置方法

### 3. 1正味実装時間の低減

ロータリヘッド式マウンタで、ある一つの品種グループを生産する場合の部品の実装について考える(図1)。この品種グループのすべての品種を続けて生産する際の部品の実装順序が

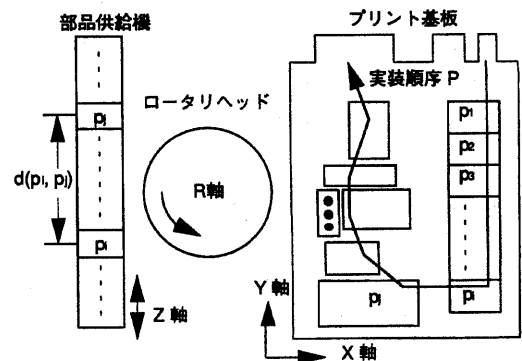


図1 ロータリヘッド式マウンタでの部品の実装

$P = \langle p_1, p_2, p_3, \dots, p_i, p_i, \dots, p_n \rangle$ であるとする。部品1個を実装する際の各軸の移動時間をそれぞれ、 $T_z$ ,  $T_R$ ,  $T_{XY}$ とすると、Z軸、R軸、X-Y軸はタイミングを取って動作しているの、品種グループの実装時間 $T$ は以下のように表される。

$$T = \sum_{i=1}^n \max(T_z, T_R, T_{XY}) \quad (1)$$

各軸の移動時間には $T_z \gg T_R \gg T_{XY}$ という関係が成り立つので、この $T$ は次のように $T_z$ の総和で近似できる。

$$T \doteq \sum_{i=1}^n T_z \quad (2)$$

Z軸の移動速度を $V_z$ 、フィーダ上の2点 $p_i, p_j$ 間の距離を $d(p_i, p_j)$ とすると、 $T_z = d(p_i, p_j) / V_z$ であるから、 $T$ は次の式のようになる。

$$T = \sum_{\langle p_i, p_j \rangle} d(p_i, p_j) / V_z \quad (3)$$

$\langle p_i, p_j \rangle$ は、実装順序 $P$ におけるすべての隣接する点対の集合である。ここで、 $T$ の最小化問題について考えると、 $V_z$ は一定とみなしてかまわないので、この問題、即ち正味実装時間を最小化する問題は、以下の式で表されるパーツフィーダ間の距離の総和 $D$ を最小にする問題とみることができる。

$$D = \sum_{\langle p_i, p_j \rangle} d(p_i, p_j) \quad (4)$$

### 3.2 実装順序に基づくパーツフィーダ移動回数算出

道 $P = \langle p_1, p_2, p_3, \dots, p_n \rangle$ を必ずしも単純ではなく同じ辺を含まない道とする。また、 $P$ に含まれる点及び辺の集合をそれぞれ $V, E$ とし、 $V, E$ から誘導されるグラフを $G = (V, E)$ とする。 $P$ は単純ではないので、 $G$ は多重辺と自己ループを持つこともある。マウンタでは同じ位置に2回以上部品が実装されないことにすると、実装順序は、必

ずしも単純ではなく同じ辺を含まない道になるので、 $P$ として与えることができる。

ここで以下のような条件を持つ任意の基板品種について考える。

使用する部品: a, b, c, d

部品実装順序:  $c \rightarrow b \rightarrow a \rightarrow c \rightarrow a \rightarrow a \rightarrow d \rightarrow c$

基板の生産量: 25(枚)

この場合、実装順序 $P$ は $P = \langle c, b, a, c, a, a, d, c \rangle$ で与えられる。ここで $P$ の点集合 $V$ 、辺集合 $E$ はそれぞれ次のようになる。

$V = \{a, b, c, d\}$

$E = \{eaa, eac, eca, ead, eba, ecb, edc\}$

$V, E$ から誘導されるグラフ $G = (V, E)$ を図2に示す。ここで、点a,c間には多重辺があり、辺(a, a)は自己ループであることが判る。

このグラフとパーツフィーダ間の移動回数との関係を考える。今、パーツフィーダが何らかの順に並んでいるとすると、 $G$ の任意の2点 $u, v$ の間を結ぶ辺の多重度は、ヘッドのピックアップ点に対し、パーツフィーダ $u$ から $v$ 、または $v$ から $u$ に移動する回数を表している。例では、 $a$ と $c$ の間で2回移動することになる。また、自己ループは、同じパーツフィーダから続けて部品の供給を受けるので、パーツフィーダ間の移動が無い

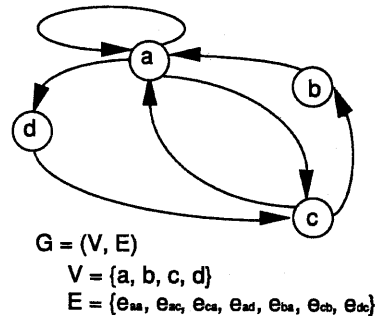
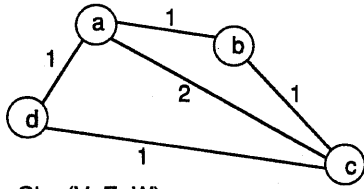


図2 実装パスから得られたグラフ



$$\begin{aligned}
 G' &= (V, E, W) \\
 V &= \{a, b, c, d\} \\
 E &= \{e_{ab}, e_{ac}, e_{ad}, e_{bc}, e_{cd}\} \\
 W &= \{w_{ab}, w_{ac}, w_{ad}, w_{bc}, w_{cd}\}
 \end{aligned}$$

図3 重み付きグラフ

ことになる。つまり、グラフGは、一枚の基板品種の実装に必要なパーツフィーダ間の移動の回数を保持している。

次に、Gについて以下の操作を加える。

- (1) 点u, v間の多重辺を、その辺の数を重みとする1本の辺に置き換える。
- (2) 自己ループを削除する。

これにより、重み付きグラフ $G'=(V, E, W)$ が得られる(図3)。この $G'$ は、一枚の基板品種の実装に必要なパーツフィーダ間の移動回数をその辺の重みで表している。

さらに、その基板品種の生産量を考慮するため、グラフの各辺の重みに生産量を掛ける。このグラフ $G$ は、その基板品種を、その生産量だけ実装する際に必要となるパーツフィーダ間の移動回数を表すことになる。

同じ品種グループに含まれるすべての品種についてこのような重み付きグラフを求め、これらのグラフの和をとると、これは、その品種グループの作業に際して生じるパーツフィーダ間の総移動回数を表す。

次に、このような品種グループのパーツフィーダ間総移動回数を表すグラフを元に、4.1でのパーツフィーダ移動距離最小化問題の定式化を行う。

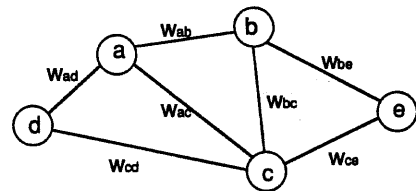
### 3.3 パーツフィーダ移動距離最小化問題の定式化

ある品種グループの重み付きグラフが図4のように、点集合V, 辺集合E, 辺の重みの集合Wを持つグラフGで表されているものとする。このグラフにおいて、3.1で述べた点対の集合について考える。点対の集合は、グラフGでは辺の集合Eであり、その大きさは辺の重みの総和で表すことができる。従って、前節の(4)式で表されるグラフGのパーツフィーダ間の総移動距離Dは次の(5)式のようになる。

$$\begin{aligned}
 D &= \sum_{\langle p_i, p_j \rangle} d(p_i, p_j) \\
 &= \sum_E w(p_i, p_j) d(p_i, p_j) \quad (5)
 \end{aligned}$$

即ち、前節(4)式の距離最小化問題は、この(5)式で表されるDを最小にする点の並びを求める問題に帰着できる。また、この点の並びが、その品種グループの正味実装時間の総和を最短とするパーツフィーダ配置となる。

この問題の可能解は $|V|!$ 個あり、最適解を実用的な時間内で求めることは困難である。そこで、これを近似的に解き、実用的な時間内で解を求めるアルゴリズムを開発した。以下にこれについて述べる。



$$\begin{aligned}
 G &= (V, E, W) \\
 V &= \{a, b, c, d, e\} \\
 E &= \{e_{ab}, e_{ac}, e_{ad}, e_{bc}, e_{be}, e_{cd}, e_{ce}\} \\
 W &= \{w_{ab}, w_{ac}, w_{ad}, w_{bc}, w_{be}, w_{cd}, w_{ce}\}
 \end{aligned}$$

図4 品種グループの重み付きグラフ

### 3.4 近似解法

図4で表された重み付きグラフの任意の点について、その点の隣接辺の重みの総和を考える。これは部品供給機がこの点に移動する回数を表しており、この回数の多い点同士を近接に配置することで移動距離を短縮することが可能である。そこで、各点について隣接辺の重みの総和を求める。Vに含まれる点 $v_i$ の隣接辺の重みの総和を $f_i$ とすると、 $f_i$ は次の式で表される。

$$f_i = \sum_{j=1}^{V-(v_i)} w(p_j, p_i) \quad (6)$$

この隣接辺の重みの総和の大きい順に点を並び、この並びから一つずつ順に点を取り出し、すべての点を配置していく。配置の手順は以下のようになる。

- (1) 並びの先頭、即ち隣接辺の重みの総和が最大となる点を取り出し、1個の点の配置とする。
- (2) 順次、並びから一つずつ候補点を取り出す。既に決定されている配置に対して、候補点とその決定済み配置の各点との(2点間の距離)×(2点間の辺の重み)の総和を計算し、これが最短となる位置に候補点を配置する。

このようにして最終的に得られる点の配置が、求めるパーツフィーダ配置となる。

ここで図5のグラフを例として考える。点集合Vを隣接辺の重みの総和の大きい順に並べる(図6)。

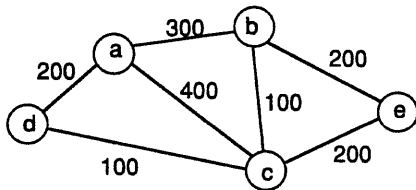


図5 品種グループの重み付きグラフ

順位	候補点	重み
1	a	900
2	c	800
3	b	600
4	e	400
5	d	300

図6 各点の隣接辺の重みの総和

この並びから、以下のように配置を決定していく。これを図7に示す。

- (1) 点aを取り出し、1個の点の配置とする。
- (2) 点cを候補点として取り出し、決定済配置(a)の隣に配置する。
- (3) 点bを候補点として取り出し、決定済配置(a,c)に対して点bを新たに配置する場合に可能なすべての組み合わせ(b,a,c), (a,b,c), (a,c,b)それぞれについて、点bと決定済配置に含まれる点a, cとの(2点間の距離)×(2点間の移動回数)の総和を計算する。この値は(b,a,c)で400, (a,b,c)で300, (a,c,b)で500となり、(a,b,c)の場合に最小となる。従って、点bの

候補点	配置組み合わせ	移動距離	フィーダ配置
b		400	
		300	
		500	
e		400	
d		500	

図7 配置手順

配置を(a,b,c)と決定する。

- (4) 点eを候補点として取り出す。決定済配置(a,b,c)に対して点dを配置する場合のすべての組み合わせ(e,a,b,c), (a,e,b,c), (a,b,e,c), (a,b,c,e)それぞれについて移動距離の総和を計算し、その値がもっとも小さい(a,b,e,c)を点dの配置と決定する。

- (5) 点dを候補点として取り出す。決定済配置(a,b,e,c)に対して(3), (4)の場合と同様に計算を行い、(a,d,b,e,c)を点eの配置と決定する。

このようにして、最終的に得られた点の配置(a,d,b,e,c)が、図5のグラフで表される品種グループの最適なパーツフィーダ配置となる。

#### 4. アルゴリズムの複雑度解析

以下に再度アルゴリズムを示す。

- (1)隣接辺の重みの総和が最大の点を取り出し、1個の点の配置とする。
- (2)隣接辺の重みの総和の大きい順に点を取りだし、その点と既に決定されている配置の各点との(2点間の距離)×(2点間の辺の重み)の総和を計算し、これが最短となる位置に点を配置する。

(1)で、一つの点について隣接辺の重みの総和を求めるのに必要な時間は $|V|-1$ であり、これをすべての点について行うので、この時間的複雑度は $O(n^2)$  ( $n = |V|$ )である。隣接辺の重みの総和が最大な点を求めるには、プライオリティキューを用いる場合、このキューの作成に $O(n \log n)$ 、最大点を得るのに $O(\log n)$ かかる。従って、(1)での時間的複雑度は $O(n^2)$ である。

(2)で、既に求められた $k$ 個の点の並びに1個の点を追加するとき、 $k$ 個の各点と追加する点との(2点間の距離)×(2点間の辺の重み)の計算が最大で $k$ 回必要となる。これを $k+1$ 箇所の点について

求めるため、 $k(k+1)$ 回の計算を行う。更に、この計算を $n$ 個の点について行うので、(2)での時間的複雑度は $O(n^3)$ となる。

また、メモリの使用複雑度は、隣接辺の重みを隣接マトリクスというデータ構造を用いて表すので $O(n^2)$ になる。

#### 5. おわりに

本稿では、生産品種切替に伴う段取作業を削減する技術として、段取作業の類似な品種グループ編成に基づいた各品種グループ実装バスを条件とし、パーツフィーダ間の総相対移動距離(時間)を最短とするようなパーツフィーダ配置を決定する方法について述べた。正味実装時間の短縮が必須な高密度プリント基板の生産管理技術として適用が期待される。

また、この方法での時間的複雑度は $O(n^3)$ であり、今後、アルゴリズムを改良していく必要がある。

#### 参考文献

- [1] 大成尚:類似部品構成組立品の集約投入法,経営工学会秋季大会予稿集(1984)
- [2] 田中昇:使用工具に着目した部品分類法の研究,経営工学会春季予稿集(1982)
- [3] King,J.R.,Machine-component grouping in production flow analysis:An approach using rank order clustering algorithm.International Journal of Production Research,18,pp.213-232(1980)