

# U字生産ラインの性能評価

中出 康一

## 1. はじめに

生産システムを設計、運用する際、仕掛品数、在庫量を低減しながら、生産リードタイム、すなわち、生産指示から完成品の配送までに必要な時間を短縮していくことが重要である。このためには、一個流しを実現することが望ましい。一個流し生産では、各サイクル時間ごとに一つの製品が完成し、仕掛品は各々次の工程に進むため、各機械には原則として一つの仕掛品のみとどまっておき、仕掛品の総数を最小限に抑えることができる[4]。

一個流し生産を実現するためには、多能工、すなわち複数の機械の異なる作業を受け持つことのできる作業員が必要となる。多能工は、サイクル時間ごとに担当する各機械の作業を一度ずつ処理する。また、一個流し生産では、U字型の機械レイアウトが多く用いられる。このレイアウトのもとでは、同一作業員が自分の担当する機械への仕掛品の受け入れおよび完成品の送出手を行うことで、システム内の仕掛品数を一定に保つことができ、また多能工の数を増減することで、需要の変動に容易に対応することができる。さらに歩行時間も短縮することになる。特に一人でラインを形成するときは一人生産方式と呼ばれている[10~12]。

本稿では、一人の多能工からなるU字ラインにおけるサイクル時間や作業員の待ち時間を評価する。作業、加工、歩行時間に関する漸化式を示し、これらの時間が定数の場合について、サイクル時間、待ち時間を理論的に求める。これらの時間が一般的な確率分布に従う場合には、理論的に求めることは困難であるので、各機械における多能工の加工待ち時間の過程の漸化式をもとに、平均サイクル時間の上下限を求める方法を議論する。次に、複数の多能工を持つU字ラインにおける、サイクル時間の評価を行う。Miltenburg

なかで こういち

名古屋工業大学 生産システム工学科  
〒466-8555 名古屋市昭和区御器所町

ら[3], Bischak[1], Zavadlev[13]が複数の多能工を持つ問題を扱っているが、数理的に厳密な解を求めている。多能工の配置として、複数の作業員が独立して作業を行う場合(分割型)、ならびに複数の作業員が同じルートをたどる場合(巡回型、兎追い)の各々について考察する。

## 2. 多能工が一人の場合

図1で与えられる生産ラインを考える。機械1の前には加工前の部品が十分存在すると仮定する。各製品は、機械1, 2, ..., Kの順に加工される。 $\bar{K} = \{1, 2, \dots, K\}$ と定義する。多能工は、ある機械に到着したとき、一つ前のサイクルに始めた加工が終了するのを待つ。その後、多能工は次の手順で作業を行う。加工を終えた仕掛品を次の機械に送り、前の機械からすでに送られてきている仕掛品をとりつける。次に、その機械の加工を開始させると同時に、多能工は次の機械に歩きはじめる。これらの作業を機械1から行い、機械Kの作業を終了したとき、機械1に戻り作業を繰り返す。

次の記号を用いる。

$C(n)$  : 第  $n$  サイクルのサイクル時間,

$I_k(n)$  : 第  $n$  サイクルにおける機械  $k$  の加工時間,

$S_k(n)$  : 第  $n$  サイクルにおける多能工の機械  $k$  での作業時間,

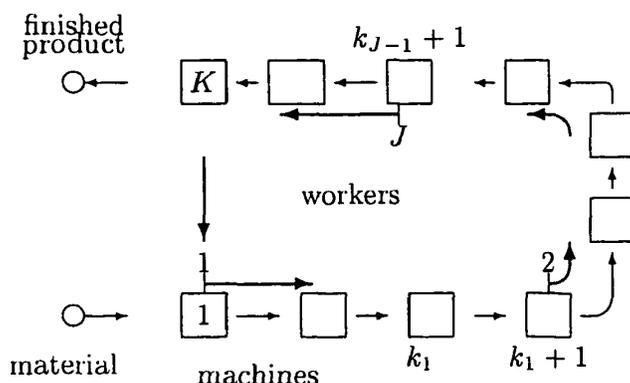


図1 多能工をもつU字ライン

$R_k(n)$  : 第  $n$  サイクルにおける機械  $k$  から  $k+1$  ( $k=K$  のときは機械  $K$  から 1) への歩行時間,  
 $W_k(n)$  : 第  $n$  サイクルにおける多能工の機械  $k$  での待ち時間,

$$Y_k(n) = I_k(n-1) - R_k(n-1) - \sum_{j>k} (S_j(n-1) - R_j(n-1)) - \sum_{j<k} (S_j(n) + R_j(n)),$$

$$Z = \{1, 2, \dots\}, [a]^+ = \max\{a, 0\}.$$

時刻 0 において、各機械には一個ずつ処理を終えた仕掛品が存在すると仮定する。さらに、 $\{I_k(n); n \in Z\}, \{S_k(n); n \in Z\}, \{R_k(n); n \in Z\} (k \in \bar{K})$  は、各々互いに独立で有限の平均  $i_k, s_k, r_k$  を持つ同一分布に従う確率変数列で、異なる列同士も互いに独立であると仮定する。

## 2.1 漸化式

初期条件から、第 1 サイクルではすべて加工ずみの仕掛品について作業をするので

$$W_k(1) = 0 \text{ for } k \in \bar{K},$$

$$C(1) = \sum_{k \in \bar{K}} (S_k(1) + R_k(1)).$$

が成り立つ。

$n \geq 2$  のとき、機械  $k$  からの  $(n-1)$  番目の多能工の退去から  $n$  番目の到着までの時間は

$$R_k(n-1) + \sum_{j>k} (W_j(n-1) + S_j(n-1) + R_j(n-1)) + \sum_{j<k} (W_j(n) + S_j(n) + R_j(n))$$

となるので、機械  $k$  での  $n$  番目の到着時における待ち時間およびサイクル時間は

$$W_k(n) = \left[ Y_k(n) - \sum_{j>k} W_j(n-1) - \sum_{j<k} W_j(n) \right]^+ \quad (1)$$

$$C(n) = \sum_{k \in \bar{K}} (W_k(n) + S_k(n) + R_k(n)) \quad (2)$$

となる。さらに式(1)より

$$\sum_{j=1}^k W_j(n) = \max_{j=1, \dots, k} \left[ Y_j(n) - \sum_{i>j} W_i(n-1) \right]^+ \quad (3)$$

を得る。

## 2.2 定数の場合

この節では加工、作業、歩行の各時間は定数とする [9]。すなわち  $I_k(n) = i_k, S_k(n) = s_k, R_k(n) = r_k$  である。さらに

$$y_k = i_k + s_k - \sum_{j \in \bar{K}} s_j - \sum_{j \in \bar{K}} r_j$$

とおき、 $y_k (k \in \bar{K})$  が最大となる  $k$  のうち値の最小のものを  $k^*$  とする。すなわち

$$k^* = \min \left\{ k; y_k = \max_{j \in \bar{K}} y_j \right\}$$

とする。さらに

$$y_{m(k)} = \max_{j \leq k} y_j, \quad y_{m(0)} = 0,$$

$$A_k(n) = \sum_{j=1}^k W_j(n), \text{ for } k \in \bar{K} \text{ and } n \in Z.$$

とおく。 $y_{k^*} \leq 0$  ならば、式(1)よりすべての  $k \in \bar{K}, n \in Z$  について  $W_k(n) = 0$  となる。

$y_{k^*} > 0$  とすると、 $n \geq 2, k \in \bar{K}$  に対し式(3)より次の式が成り立つことが示される：

$$A_k(n) = [(n-1)y_{m(k)} - (n-2)y_{k^*}]^+. \quad (4)$$

特に  $m(k) = k^*$  for  $k \geq k^*$  となり、 $n \geq 2$  に対して

$$A_{k^*}(n) = A_{k^*+1}(n) = \dots = A_K(n) = [y_{k^*}]^+ \quad (5)$$

であり、さらに

$$C(n) = [y_{k^*}]^+ + \sum_{k \in \bar{K}} (s_k + r_k) \text{ for } n \geq 2$$

が成り立つ。式(5)より

$$W_k(n) = 0 \text{ for all } k > k^* \text{ and } n \geq 2$$

であり、式(4)より  $n \geq 2, k \leq k^*$  とすると

$$W_k(n) = \begin{cases} (n-1)(y_{m(k)} - y_{m(k-1)}) & \text{if } y_{m(k-1)} > \frac{n-2}{n-1} y_{k^*}, \\ (n-1)y_{m(k)} - (n-2)y_{k^*} & \text{if } y_{m(k)} > \frac{n-2}{n-1} y_{k^*} \geq y_{m(k-1)}, \\ 0 & \text{if } \frac{n-2}{n-1} y_{k^*} \geq y_{m(k)} \end{cases}$$

を得る。よって  $k < k^*$  について、

$$W_k(n) = 0 \text{ if } n \geq \frac{2y_{k^*} - y_{m(k)}}{y_{k^*} - y_{m(k)}}$$

$$\text{or } y_{m(k)} = y_{m(k-1)}.$$

以上より、 $y_{k^*} > 0$  ならば

$$W_{k^*}(n) = y_{k^*}, W_k(n) = 0 \text{ for } k \neq k^*,$$

$$\text{for all } n \geq \frac{2y_{k^*} - y_{m(k^*-1)}}{y_{k^*} - y_{m(k^*-1)}}$$

を得る。すなわち、 $y_{k^*} > 0$  ならば、何周かしたのち多能工は機械  $k^*$  のみで加工を待つことになる。

## 2.3 確率的な場合

2.3.1 加工時間がアーラン分布の場合 加工時間がアーラン分布、作業時間ならびに歩行時間が一般の分布であるとする。このとき各機械において作業終了時の全工程の加工時間の残りフェーズ数を状態にとることにより、隠れマルコフ連鎖を形成することができる。これより、定常確率を求め、さらに各工程への到着時におけるその工程の残りフェーズ数の分布を求めることにより、各工程における多能工の加工待ち時間

分布, ならびに平均サイクル時間を求めることができる[7].

2.3.2 一般の場合 加工時間が一般の分布であるとする. この場合, 厳密な平均サイクル時間を求めることは困難である. このため, その上下限を求めることが有効である.

#### 上限値

$$E[C(n)] = \sum_{k \in \bar{K}} (s_k + r_k + E[W_k(n)])$$

であるが, 漸化式と確率変数の組に関する性質を用いて次式を示すことができる[5]:

$$\sum_{k \in \bar{K}} E[W_k(n)] \leq E\left[\max_{k \in \bar{K}} [Y_k(2)]^+\right] \leq E\left[\max_{k \in \bar{K}} [\tilde{Y}_k]^+\right].$$

ここで,  $\tilde{Y}_k(k \in \bar{K})$  は各々  $Y_k(2)$  と同じ確率分布にしたがい,  $\tilde{Y}_1, \dots, \tilde{Y}_K$  は互いに独立であるとする.

$E\left[\max_{k \in \bar{K}} [Y_k(2)]^+\right]$  の値を数値計算することは一般に

困難であり, その上限値である  $E\left[\max_{k \in \bar{K}} [\tilde{Y}_k]^+\right]$  の方が

計算は容易である.

#### 下限値

中出ら[5]で, 下限値を求める方法が示されている. この論文の結果では加工時間が定数の場合には有効な結果が得られない. ここでは, 加工時間が定数の場合にも良い下限値を与える方法を示す.

$V_k(n)$  を, 機械  $k$  において  $(n-1)$  回目の加工が終了してから, 多能工が  $n$  回目の作業のために機械  $k$  に到着するまでの時間とする. このとき,  $W_k(n)$ ,  $V_k(n)$  について次の関係式を得る:

$$W_k(n) = [H_k(n) - X_k(n)]^+, \quad (6)$$

$$V_k(n) = [X_k(n) - H_k(n)]^+. \quad (7)$$

ここで

$$X_k(n) = I_{k-1}(n-1) + V_{k-1}(n) - R_{k-1}(n-1) - W_k(n-1) - S_k(n-1),$$

$$H_k(n) = I_k(n-1) - S_{k-1}(n) - R_{k-1}(n)$$

である.  $H_k(n)$  と  $X_k(n)$  は互いに独立であり,  $H_k(n)$  の分布は与えられていることに注意する.

さらに, 式(6), (7)より

$$W_k(n) - V_k(n) = H_k(n) - X_k(n)$$

となるので, 次の関係式を得る.

$$\begin{aligned} X_k(n) + W_k(n-1) + R_{k-1}(n-1) + S_k(n-1) \\ = X_{k-1}(n) + W_{k-1}(n) + S_{k-2}(n) + R_{k-2}(n) \end{aligned} \quad (8)$$

$X_k(n)$  を変数  $x_k$  と置き換え式(8)について期待値をとる. ただし,

$$w_k(x_k) = E[W_k(n)] = E[[H_k(n) - x_k]^+]$$

とする. この式は  $x_k$  が与えられたとき,  $n$  に依存しない. この操作により, 各  $k \in \bar{K}$  について次の式を得る:

$$\begin{aligned} x_k + r_{k-1} + s_k + s_{k-1} + w_k(x_k) \\ = x_{k-1} + r_{k-1} + s_{k-1} + s_{k-2} + w_{k-1}(x_{k-1}). \end{aligned} \quad (9)$$

ただし,  $r_0 = r_K$ ,  $r_{-1} = r_{K-1}$  などとする.

一方,  $I_k(n-1) + V_k(n) + S_k(n)$  は, 機械  $k$  における  $(n-1)$  回目と  $n$  回目の加工開始時刻の時間間隔である. すなわち, 機械  $k$  における第  $n$  期のサイクル時間とみることができる. すべての  $k$  についてこの期待値の和をとり, 機械数  $K$  で割った式が,  $n \rightarrow \infty$  のとき式(2)の期待値になると考えられる. このことを用いて, 先ほどと同様に  $X_k(n)$  を  $x_k$  に置き換える操作を行い, 整理すると

$$\frac{1}{K-1} \sum_{k \in \bar{K}} (x_k + s_k) = \sum_{k \in \bar{K}} (s_k + r_k + w_k(x_k))$$

を得る. この式と式(9)の連立非線形方程式の解を  $\{\hat{x}_k, k \in \bar{K}\}$  とする. このとき

$$C_L = \frac{1}{K-1} \sum_{k \in \bar{K}} (\hat{x}_k + s_k)$$

は平均サイクル時間の極限値の下限値を与える.

### 3. 複数の多能工: 分割型

この節では, 複数の多能工が各々異なる機械群を担当し, 作業を行う場合を考える.

図2のように, 多能工  $j(j \in \bar{J} = \{1, 2, \dots, J\})$  は集合  $\bar{K}_j = \{k_{j-1}+1, \dots, k_j, \bar{k}_{j+1}+1, \dots, \bar{k}_j\}$  に属する機械を受け持つものとする. はじめ機械  $k_{j-1}+1$  から作業を開始し,  $k_{j-1}+2, k_{j-1}+3, \dots$  の順に作業を行うものとする. さらに初期において, 各機械には仕掛品が1つずつあり, 異なる多能工が受け持つ機械間には1つの仕掛品があるものと仮定する.

機械  $k_{j-1}+1$  (あるいは  $\bar{k}_{j+1}+1$ ) において, 前工程から受け取る仕掛品が存在しないときには, 多能工  $j$  はその仕掛品が前工程から到着するのを待つ.

今, 各多能工  $j$  の第  $n$  サイクルを機械  $k_{j-1}+1$  から

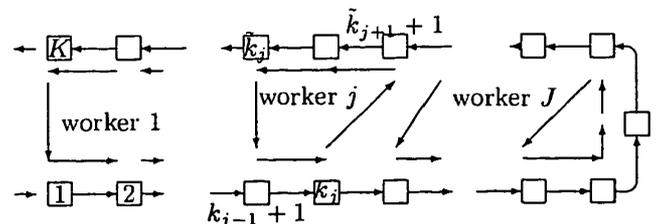


図2 複数の多能工からなるU字ライン(分割型)

機械  $\bar{k}_j$  までの作業を終了し、再び機械  $k_{j-1}+1$  に到着するまでとする。第  $n$  サイクルでの機械  $k$  での待ち時間を  $W_k(n)$ 、第  $n$  サイクルにおける作業時間を  $S_k(n)$ 、その作業終了後の機械  $k$  の加工時間を  $I_k(n)$ 、機械  $k$  から次の機械への歩行時間を  $R_k(n)$  とする。

### 3.1 定数の場合

$S_k(n)=s_k, R_k(n)=r_k, I_k(n)=i_k$  とする。このとき、

多能工  $j$  一人のサイクル時間は  $\max_{k \in \bar{K}_j} \{ \sum (s_k + r_k), \max_{k \in \bar{K}_j} (i_k + s_k) \}$  となる。したがって、全体のサイクル時間はこれらの最大値

$$\max \left\{ \max_{j \in J} \sum_{k \in \bar{K}_j} (s_k + r_k), \max_{k \in \bar{K}} (i_k + s_k) \right\} \quad (10)$$

となる。

### 3.2 最適化

定数時間であるという仮定の下で、複数の多能工をいくつかの機械に振り分ける問題を考える。多能工は同等の能力をもち、多能工の歩行ルートは交差しないという前提で、与えられたサイクル時間（タクトタイム）のもとで多能工の人数を最小化し、かつその人数で最小のサイクル時間となるように振り分ける最適化問題を動的計画法により求めることができる [6]。

### 3.3 確率的な場合

多能工が複数存在する場合、先のように隠れ Markov 連鎖を用いて理論的に厳密な平均サイクル時間  $C_s^{overall}$  を求めることはできない。このため、平均サイクル時間の上下限値を求める。

#### 上限値

すべての多能工が作業を終了して初期の位置に戻ってきたとき、1つのサイクルが終わり、その後次のサイクルが始まる同期型システムを考え、その平均サイクル時間を  $C_s^{sy}$  とする。さらにその同期型システムにおいて、各多能工について一人のシステムと考え、そのサイクル時間の上限値を求める。

$$Y_k^{sy}(n) = I_k(n-1) - (R_k(n-1)) + \sum_{m \in \bar{K}_j, m > k} (S_m(n-1) + R_m(n-1)) + \sum_{m \in \bar{K}_j, m < k} (S_m(n) + R_m(n))$$

とおき、 $\tilde{Y}_k$  を  $Y_k^{sy}(n)$  と同一の分布に従い、かつ  $\tilde{Y}_k (k \in \bar{K})$  は互いに独立であるとする（各  $n$  について、 $\{Y_k^{sy}(n); k \in \bar{K}\}$  は互いに独立ではないことに注意す

る）。

$$C_{s,u} = E \left[ \max_{j \in J} \sum_{k \in \bar{K}_j} (S_k(n) + R_k(n)) \right] + E \left[ \max_{j \in J} \max_{k \in \bar{K}_j} [\tilde{Y}_k]^+ \right]$$

と置くと、

$$C_s^{overall} \leq C_s^{sy} \leq C_{s,u}$$

が成り立つ。

#### 下限値

同じシステムにおいて、多能工  $j$  が自分の担当する機械  $k_{j-1}+1, \dots, k_j, \bar{k}_{j+1}+1, \dots, \bar{k}_j$  上で一人で作業を行い、他の多能工の機械の仕掛品のため待つ時間は考慮しないという仮定のもとで、多能工  $j$  のサイクル時間を考える。この場合、節 2.3.2 と同様のシステムと考えてよい。このときの平均サイクル時間ならびにその下限値を  $C_s^j, C_{s,L}^j$  とする。これらは全体の複数の多能工からなるシステムの平均サイクル時間  $C_s^{overall}$  の下限値を与える。すなわち次の不等式を得る：

$$C_s^{overall} \geq \max_{j \in J} C_s^j \geq \max_{j \in J} C_{s,L}^j$$

## 4. 複数の多能工：巡回型（兎追い）

この節では、複数の多能工が同じ歩行ルートをたどりながら作業を行う場合を考える。

図 3 のように、同一の機械グループ  $\bar{K} = \{1, \dots, K\}$  上を  $J$  人の多能工が順に処理するものとする。多能工  $j (j=1, 2, \dots, J)$  は機械  $k_{j-1}+1 (k_0=0)$  から作業を開始し、 $k_{j-1}+2, k_{j-1}+3, \dots$  の順に作業を行うものとする。

今、各多能工  $j$  の第 1 サイクルを、機械  $k_{j-1}+1$  から機械  $K$  までの作業を終了し、機械 1 に到着するまでとし、第  $n$  サイクル ( $n \geq 2$ ) を機械 1 への  $n-1$  回目と  $n$  回目の到着間隔とする。このとき、各機械  $k$  からサイクルを見ると、多能工  $J$  が到着する時点に

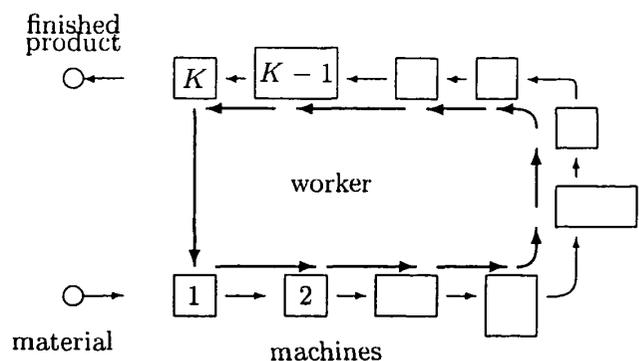


図 3 複数の多能工をもつ U 字ライン（巡回型）

において、それ以降の多能工に関するサイクル番号が1つ増加することになる。多能工  $j$  の第  $n$  サイクルでの機械  $k$  での待ち時間を  $W_k^j(n)$  とする。多能工  $j$  の第  $n$  サイクルにおける作業時間を  $S_k^j(n)$ 、その作業終了後の機械  $k$  の加工時間を  $I_k^j(n)$ 、機械  $k$  から  $k+1$  への歩行時間を  $R_k^j(n)$  とする。

#### 4.1 定数の場合

多能工は同等の能力をもち、すべての時間は定数、すなわち  $I_k^j(n)=i_k$ ,  $S_k^j(n)=s_k$ ,  $R_k^j(n)=r_k$  とする。さらに  $O(\bar{K})=\{(1, 2), (2, 3), \dots, (K-1, K), (K, 1)\}$  とおく。このとき、サイクル時間は作業時間と加工時間の和の最大値と、各多能工が待ちなしで一周するときの作業時間と歩行時間の和を多能工の人数  $J$  で割った値の大きい方の値となることが示される[8]。サイクル時間を  $C_c^{overall}$  とするとき、

$$C_c^{overall} = \max \left\{ \max_{k \in \bar{K}} (s_k + i_k), \frac{1}{J} \left( \sum_{k \in \bar{K}} s_k + \sum_{(k, k') \in O(\bar{K})} r_{k, k'} \right) \right\} \quad (11)$$

となる。

#### 4.2 確率的な場合

##### 上限値

多能工  $j$  が  $k_{j-1}+1, \dots, k_j$  と通った後、再度  $k_{j-1}$  に戻り、かつ節 3.3 同様同期化するシステムを考える。ただし、 $k_j$  から  $k_{j-1}+1$  に戻る歩行時間は  $k_j$  から  $k_j+1$  への歩行時間と同一分布であるとする。このとき、各多能工が一人生産ラインを形成し、前と同様に上限値を与えることがわかる[8]。

##### 下限値

$I_k^j(n)$ ,  $S_k^j(n)$ ,  $R_k^j(n)$  は各々  $j$  に依存しない同一の確率分布に従うものとする。一人の多能工の場合と同様に、 $W_k^j(n)$  に関する漸化式を立て、連立方程式を導き、その解を用いることにより平均サイクル時間  $C_c^{overall}$  の下限値を求めることができる[8]。

### 5. 分割型と巡回型の比較

#### 5.1 定数の場合

機械  $k$  の加工時間、作業時間をそれぞれ  $i_k, s_k$  とし、機械  $k$  と  $k'$  の歩行時間を  $r_{k, k'}(k, k' \in \bar{K})$  とする。

すべての歩行、作業、加工時間が定数であるとする。すべての組  $(k, k') \in O(\bar{K})$  について  $r_{k, k'} \leq r_{k', k}$  ( $k' \neq k, k'$ )、かつすべての多能工が少なくとも2つの機械を担当するならば、式(10), (11)より  $C_s^{overall} \geq C_c^{overall}$  が成り立つことが示される[8]。

#### 5.2 確率的な場合

現時点では、この2つの割り当ての理論的な比較はまだできていない。ただし、多くの場合以下のことが成り立つことが予想される。

1. 分割によりうまく負荷分散できない、すなわち多能工ごとで独立したシステムを考えたとき定数時間(平均値をとる)の仮定のもとで求められるサイクル時間の差  $C_s^{overall} - C_c^{overall}$  がある程度大きな値をとる場合

定数の時に示したように、巡回型の方が基本的には負荷分散が進むため、良い傾向にある。

2. 分割により多能工間の負荷分散ができた場合

a) 分割型で多能工の異なる機械間に仕掛品をすべて設けた場合

この場合、多能工間での待ちは生じにくくなる。負荷分散がうまくいけば、巡回型と比べて良い傾向にある。これは、分割型におけるライン内全体での総仕掛品数が巡回型と比べて多くなることが理由としてあげられる。したがって、仕掛品からみた生産リードタイム(投入されてから完成品としてラインから出るまでの時間)は分割型の方が長くなる。

b) 分割型で多能工の開始位置のみに1つ仕掛品がある場合

この場合、ライン全体での総仕掛品数は巡回型と基本的に同じである。分割型では多能工間での待ちが発生しやすく(相手からの製品到着待ちが起きやすく)、巡回型と比べて分割型は処理能力が落ちる傾向にある(Zavadlevら[13], Miltenburg[2]は、この仮定の下で巡回型の優位性をシミュレーションを用いて示している)。

ただし、以上の考察は、巡回型において多能工の能力が等しい場合である。能力に差がある複数の多能工を、同じ歩行ルートで巡回させると当然待ちが生じる。この場合や、分割型でも負荷分散がうまくいかない場合は、遅れの大きい箇所が多能工を追加したり、多能工が別の多能工を手伝うことが必要になる。しかし、このようなシステムの理論的解析は非常に困難になる。

#### 参考文献

- [1] Bischak, D. P., "Performance of a Manufacturing Model with Moving Workers", *IIE Transactions*, vol. 28, pp. 723-733, 1996.
- [2] Miltenburg, J., "One-piece flow manufacturing on U-shaped Production Lines: a Tutorial", *IIE Trans-*

- actions, vol. 33, pp. 303-321, 2001.
- [3] Miltenburg, G. J. and Wijngaard, J., "The U-line Line Balancing Problem", *Management Science*, vol. 40, pp. 1378-1388, 1994.
- [4] Monden, Y., *Toyota Production System : An Integrated Approach to Just-In-Time*, 3rd Edition, Engineering & Management Press, Georgia, 1997.
- [5] Nakade, K., Ohno, K. and Shanthikumar, J. G., "Bounds and Approximations for Cycle Times of a U-shaped Production Line", *Operations Research Letters*, vol. 21, pp. 191-200, 1997
- [6] Nakade, K. and Ohno, K., "An Optimal Worker Allocation Problem for a U-shaped Production Line", *International Journal of Production Economics*, vol. 60-61, pp. 353-358, 1999.
- [7] 中出康一, 平尾周平, 大野勝久, 「U字型生産ラインの性能評価」, 日本経営工学会誌, vol. 51, No. 3, pp. 263-270, 2000.
- [8] Nakade, K. and Ohno, K., "Separate and Carousel Type Allocations of Workers in a U-shaped Production Line", to appear in *European Journal of Operational Research*, 2002.
- [9] Ohno, K. and Nakade, K., "Analysis and Optimization of a U-shaped Production Line", *Journal of the Operations Research Society of Japan*, vol. 40, pp. 90-104, 1997.
- [10] トヨタ生産方式を考える会編, トヨタ生産方式を理解するためのキーワード集, 工場管理, 2001年4月臨時増刊号.
- [11] 特集: 一人生産方式はなぜ儲かるのか, 工場管理, vol. 43 No. 4, 1997.
- [12] 山田日登志, トヨタ生産方式をトコトン理解する事典, 日刊工業新聞社, 1988.
- [13] Zavadlev, E., McClain, J. O. and Thomas, L. J., "Self-buffering, Self-balancing and Self-flushing Production Lines", *Management Science*, vol. 42, pp. 1151-1164, 1996.