複雑な形状の旋削加工における最適切込み配分*

高 田 孝 次** 関 口 博** 竹 山 秀 彦***

Optimization of Cut Distribution in Rough Turning of Complex Part Contour

Koji TAKADA, Hiroshi SEKIGUCHI, Hidehiko TAKEYAMA

Machining efficiency in rough turning of a bar stock is appreciably affected by the cut distribution especially when the part contour is complex. In this paper the technological algorism to optimize the cut distribution, which has been left ambiguous in NC automatic programming systems and machining data information systems, has been investigated. The study has revealed that in the case of rough turning of a simple cylinder evenly distributed cut gives the maximum or quasi-maximum production rate regardless of the predetermined constraints. In the case of complex part contour, a simple and practical algorism to obtain the maximum efficiency has been proposed through partly theoretical approach. The algorism has been tested for a typical example of complex contour by comparing to the data obtained by a skilled part programmer and the feasibility of the algorism has been demonstrated.

1. ま え が き

複雑な段付き形状の旋削加工部品に対する最適切削条件を求めるための、簡便かつ一般性のある計算手法の開発は、数値制御自動プログラミングシステムの開発や加工データサービスの立場から強く望まれている。EXAPT-2やGETURNなど、すでに実績を積んでいるシステムで行われている方法も、それぞれのシステム向けの傾向が強く、また単純丸棒についての解をそのまま段付き丸棒に対して援用しているので必ずしも最適化が行われているとはいえない。筆者らがセンタ作業用として開発したシステム¹⁾においても同様である。

この問題に対して、従来の経済的最適加工条件に関する諸研究²⁾³⁾に示されているような、ダイナミックプログラミングやその他の数値解法を厳密に適用しようすれば膨大な量の計算を実行せねばならず、実用上困難がある。しかし解析的には証明されていないが、最適解のおおまかな傾向として、①1回の切込みはなるべく大きく取り、②2回以上のトラバースが必要な場合には切込みを均等に配分するのが有利である、などの点はいずれの研究結果^{2)~4)}にも共通してみられる。もしこの性質が確認されれば、これを利用して複雑な形状の部品に対しても簡単な計算で実用上十分な精度の最適解が得られるであろう。

本報告では、実用的な解法をさぐるという立場で問題を単純化して切込み配分と最適解の関係を再検討し、次いでその結果をもとに、複雑な段付き部品の荒加工における近似的な最適加工条件を求める手法を示す。この手法は旋削加工用ソフトウェア“MELTS”⁵⁾に組込まれ、幾つかの実例により計算量(計算時間)と解の精度の両面からその妥当性が確認されている。

2. 切込み配分と最適解

2.1 単純丸棒で、かつ取りしるに制限がない場合

まず単純な丸棒の旋削を考えてみる。工具交換時間(工具寿命) T と最大許容摩耗量 $W_{\max}$ は工場全体の工具管理の立場から与えられるとするのが現状に即しているであろう。このとき、問題は与えられた T と $W_{\max}$ を満足し、かつ各種拘束条件内で最も加工能率の良い切込み d_i 、送り f_i 、および切削速度 v_i (それぞれ $i=1\sim n$)のセットを求めることとなる。

加工能率の指標として単位時間当たりの除去体積をとり、これを M とすると、

$$M = d \cdot f \cdot v \quad (1)$$

である。 T 、 $W_{\max}$ は与えられることから、満足すべき工具寿命方程式は、

$$d^{\alpha_1} \cdot f^{\alpha_2} \cdot v^{\alpha_3} = C_{\alpha} \quad (2)$$

となる。工具寿命方程式として他の関数形(例えば $e^{a \cdot f}$ の項を含む形)を採用した方が近似精度が良い材料もあるが、ここでは最適解の性質を定性的に把握することを目的とするので、線形化しやすい式(2)を採用する。同様の理由で、各種拘束条件も近似的に

* 原稿受付 昭和52年10月20日。昭和52年度精機学会春季大会学術講演会(昭和52年4月3日)にて発表。

** 正 会 員 機械技術研究所(東京都杉並区井草4-12-1)

*** 正 会 員 東京農工大学工学部(小金井市中町2-24-16)

図1 単位時間当たりの除去体積と拘束条件の関係

$$G_j = d^{\beta_{1,j}} \cdot f^{\beta_{2,j}} \cdot v^{\beta_{3,j}} \leq c_{\beta_j} \quad (3)$$

$$j=1, 2, \dots, m$$

と表す。ここで j は拘束条件に付した番号である。主要な拘束条件、特に荒加工に対する主要な拘束条件はすべて式(3)で表現し得ると考えてよいであろう。例えば切削力、切削動力、切削トルク、加工面の粗さに関する正常切削領域、さらには、機械仕様や工具仕様から定まる d, f, v 各々に対する上限、下限はすべて式(3)で表現し得る。このほかの関数形、例えば $\{d^{\beta_1} \cdot f^{\beta_2} \cdot v^{\beta_3}\}$ の一次結合 $\leq c_{\beta}$ のような拘束条件の具体例は見付からない。これは、びびり振動に関する安定領域などでは現れるかも知れないが、最適解の基本的性質の検討には省いてよいと考える。

さて、式(1), (2), (3)それぞれについて対数を取り線形化して考えると、問題は式(2)および(3)で表される拘束条件のもとで、式(1)で定義される M を最大にする点を求めるという典型的な線形計画の問題になる。 $\ln d, \ln f, \ln v$ を直交する3軸にとって式(1), (2), (3)の関係を図示すると図1のようになる。同図において平面②は工具寿命方程式を表し、その上の斜線で示した領域③がすべての拘束条件を満たす点の集合を表している。単位時間当たりの除去体積 M は平面①で表される。これは法線方向余弦が $(1/\sqrt{3}, 1/\sqrt{3}, 1/\sqrt{3})$ の平面である。線形計画法の基礎理論⁶⁾から次のことが明らかである。すなわち、④式(2)で表される平面上で拘束条件(3)を満たす領域は凸多角形の内部となり、かつ凸多角形はただ一つである。⑤ M を最大にする点はこの凸多角形の頂点ないし辺上に求まる。図1では点Aにおいて領域③と平面②が接しており、この点が最大の M を与える。

次に、 M と d の関係をさらに明確に把握するために、式(3)の等号のみをとって式(1), (2)から f, v を消去すると、

図2 切込みと切りくず排出速度の関係

図3 単純丸棒の荒削り

$$M = c_j \cdot d^{1-p_j}$$

$$p_j = \frac{\beta_{1,j}(\alpha_2 - \alpha_3) - \alpha_1(\beta_{2,j} - \beta_{3,j})}{\alpha_2 \cdot \beta_{3,j} - \alpha_3 \cdot \beta_{2,j}} \quad (4)$$

$$c_j = \frac{c_{\alpha}(\beta_{2,j} + \beta_{3,j})}{c_{\beta_j}(\alpha_2 + \alpha_3)}$$

$$(j=1, 2, \dots, m)$$

を得る。定数 c_j, p_j は j 番目の拘束条件に対応して決まる。 p_j についてみれば、例えば切削力に対する拘束条件上では通常(超硬工具で鋼を切削する場合) $p_j \approx 0.7$ であり、切削動力に対する拘束条件上では、 $p_j \approx 1.5$ である。つまり式(4)から、切削力の拘束で代表されるような $0 < p_j < 1$ の場合は $d \rightarrow$ 大(したがって $f \rightarrow$ 小, $v \rightarrow$ 大)が有利であり、切削動力で代表されるような $p_j > 1$ の場合は $d \rightarrow$ 小($f \rightarrow$ 大, $v \rightarrow$ 小)が有利であることがわかる。また、一般に両拘束条件が交わる点で最適切込み d_{opt} が求まる。この関係を図2に示す。以上は取りしるに制限が無い場合の、単位時間当たりの除去体積と切込みの関係である。

2.2 取りしろが与えられた場合

実際には有限な取りしろ a が与えられる。そこで、 a を最も短時間で除去できる切込み配分について考える。取りしろ a を n 回に分割して除去するとし、そのときの切込みの比を、

$$d_1 : d_2 : \dots : d_n = r_1 : r_2 : \dots : r_n \quad (5)$$

ただし、

$$\left. \begin{aligned} 0 < r_i < 1 \\ r_1 + r_2 + \dots + r_n = 1 \end{aligned} \right\} \quad (6)$$

とすれば(図3)、 a をすべて除去するのに要する実切削

時間 T_m は,

$$T_m = (r_1^{p_1} + r_2^{p_2} + \dots + r_n^{p_n}) \cdot T_0 \quad (7)$$

と表される(付録1)参照). ここで T_0 は $d_1=a$ として1回のトラバースですべての取りしろを除去する場合の実切削時間である. また, 加工物直径は取りしろに比べて十分に大きいとして, 切削の進行による直径の変化は考慮に入れていない.

次に, a を均等に分割する場合の実切削時間 T_m' は, 式(7)で $r_1=r_2=\dots=r_n=1/n$ において,

$$T_m' = n \left(\frac{1}{n} \right)^{p_j} \cdot T_0 = n^{1-p_j} \cdot T_0 \quad (8)$$

と表される.

ここで, $T_m, T_m',$ および T_0 の大小関係を比較してみると,

a) $0 < p_j < 1$ ならば,

$$1 < r_1^{p_j} + r_2^{p_j} + \dots + r_n^{p_j} < n^{1-p_j}$$

となるから(付録2)参照),

$$T_0 < T_m < T_m' \quad (9)$$

b) $p_j > 1$ ならば,

$$n^{1-p_j} < r_1^{p_j} + r_2^{p_j} + \dots + r_n^{p_j} < 1$$

となるから,

$$T_m' < T_m < T_0 \quad (10)$$

c) $p_j = 1$ ならば,

$$r_1 + r_2 + \dots + r_n = 1$$

であるから,

$$T_m' = T_m = T_0 \quad (11)$$

以上の検討から, 2回以上のトラバースが必要な場合の最適切込み配分は, 拘束条件の種類を考慮に入れて次のようにいうことができる. すなわち,

イ) $p_j \geq 1$ なる拘束条件のもとでは取りしろを均等に分割するのが最も有利である. この場合 d_{opt} に最も近い切込み量で均等分割する.

ロ) $0 < p_j < 1$ なる拘束条件のもとでは取りしろの均等分割は不利である. つまりこの場合は d_{opt} ないし可能な限り d_{opt} に近い大きな切込みでトラバースを反復し, 最後に残る小さな取りしろに対しては送りを拘束条件一ぱいに上げてこれを除去するのが良い.

しかし, ここで均等分割とそうでない場合の実切削時間の差異を $n=2$ の場合について具体的に求めてみると図4のようになる. 切削作業の実際上の制約から $r_1/r_2 > 0.2$ と考えてよいであろう. そうすると, $0 < p_j < 1$ なる p_j に対しては取りしろの分割比 r_1/r_2 を変化しても切削時間がほとんど変わらないことが図4から知れる. したがって $0 < p_j < 1$ の場合も, 均等分割によってほぼ最

図4 切込み配分と実切削時間の関係(全取りしろを2回に分けて除去する場合)

図5 段付き丸棒の荒削り

適とみなし得る解が得られるといえる.

3. 複雑な形状に対する実用的切込み配分計算法

3.1 段付き丸棒処理の考え方

前章において, 単純丸棒の旋削では取りしろを d_{opt} にできるだけ近い切込みで均等に分割することにより最適ないし最適に極めて近い解が得られることを示した. したがって送りも切削速度もすべて同一条件でトラバースを繰返すのが有利ということになる. 工具寿命方程式や各種拘束条件式が式(2), (3)以外の関数形をとる場合でも, 実用切削条件の範囲では上記の性質が保存されると考えてよいであろう. さて, この結果を取りしろが $a_1, a_2, \dots, a_n$ の段付き丸棒(図5)を切削する場合に対して適用しようとするれば, まず各セグメントの取りしろ a_i について,

$$q_i = \frac{a_i}{d_i} \quad (i=1, 2, \dots, n)$$

として, q_i になるべく整数に近い値をとるような d_i を d_{opt} の近くで見出すことになる. ここで i は段付き丸棒のセグメントに付した番号である*. 次いでセグメントのつながりを考慮しつつ各セグメントに対して求めた d_i を調整しなければならない. つまり段付き形状であ

* 本章での添字 i, j の意味は, 2章における i, j の意味と異なる.

るために、新たな拘束条件を設けて d_i を調整する必要がある。評価関数としては再び切削時間をとることとする。技術的、現場的制約、例えば、工具-加工物間に干渉が生じない、工具経路がなめらかに結合される、などの点を考慮して、ここでは一般的に受入れられる条件として次の3項目を拘束条件として加える。すなわち、

- イ) トラバースの途中では切込みを増加しない。
- ロ) 取りしろを残した状態で切込みを減少することはない。
- ハ) 切込みの調整は、ある一定の範囲で行う(例えば100~20%の範囲)。

解を得るための正攻法の一つは、線形計画法等で d_{opt} を求め、 d_{opt} の近傍で上記3条件を満たすような切込み配分を探索することである。しかし一般には実験式類が線形化できる形に整備されているとは限らず、また精度のうえからも非線形の式を採用したい場合もある。他の解法として、取りしろの均等分割が有利であるという性質を組込んでD.P.法による解法を更に簡略化することも考えられる。いずれにせよ実用上の立場からは、解の精度と計算量のかね合いで最も有利な方法を開発すべきである。

3.2 実用的な切込み配分計算法

以下に、上に述べた結果をもとにして旋削加工用ソフトウェア“MELTS”の中に組込んでいる簡単で実用的な計算方法を説明する。図6はそのフローチャートである。ここでは d_{opt} を探索するという手順はとらず、まず最初の段階で荒削りにおける常識的な送り範囲(機械の大きさにより決める)で、工具寿命方程式とすべての拘束条件式を満足する (d, f, v) のセットを幾組か求め、これを解の候補とする。解の精度を高めたい場合はきめ細かく多くのセットを求めておく。20組のセットの1例を表1に示す。次に候補解のおおのについて以下の計算を行い、切削に要する時間を早送り時間も考慮してできるだけ精度良く求めて比較し、これが最小となる組を最適解に対する近似解として選定する。

- i) $q_i = a_i/d (i=1, 2, \dots, n)$ を求める。
- ii) q_i を前節で述べた3拘束条件のもとで各トラバースごとの切込み比 $r_{i,j}$ に分割する。すなわち、

$$q_i = r_{i,1} + r_{i,2} + \dots + r_{i,m}$$

ただし

$$\begin{cases} 0.2 \leq r_{i,j} \leq 1.0, \text{ ないし } r_{i,j} = 0 \\ r_{i+1,j} \leq r_{i,j} \end{cases}$$

- iii) 切削時間 T_i を次式により求める。

* セグメント i の j 回目の切込み量を $d_{i,j}$ とすると、 $d_{i,j} = r_{i,j} \cdot d$ である。

図6 段付き丸棒の荒削りに対する最適加工条件計算の手順

表1 すべての拘束条件を満たす f, v, d の組合せの例

No.	f (mm/rev)	v (m/min)	d (mm)
1	0.13	112.6	3.9
2	0.16	111.0	4.8
3	0.18	110.0	5.4
4	0.21	108.3	6.3
5	0.25	106.2	7.5
6	0.29	104.1	6.8
7	0.33	102.1	6.0
8	0.39	99.2	5.4
9	0.45	96.3	4.8
10	0.53	92.6	4.2

(FC 30 を 15 kW の旋盤で荒削りする場合)
工具寿命は 45 min

$$T_i = T_m + T_q$$

ここで、

$$T_m = \sum_i^n \sum_j^m \{t_{i,j} \cdot [r_{i,j}]\} \cdots \text{実切削時間}$$

$$T_q = \sum_i^n \sum_j^m \{t_{i,q} \cdot [r_{i,j}]\} \cdots \text{早送り時間の近似的見積り}$$

ただし、

$$[r_{i,j}] = \begin{cases} 1: 0.2 \leq r_{i,j} \leq 1 \text{ のとき} \\ 0: r_{i,j} = 0 \text{ のとき} \end{cases}$$

(a) マニュアルプログラム

(b) MELTS

図 7

かつ、外形・長手切削の場合に対しては、

$$t_{i,j} = \frac{l_i}{f} \cdot \frac{v}{\pi \cdot D_{i,j}}$$

$$D_{i,j} = D_i - 2 \sum_{j=1}^{i-1} r_{i,j} \cdot d$$

$$t_{i,q} = \frac{l_i}{f_q}$$

ここで、 l_i : セグメント i の長さ、 D_i : セグメント i の素材直径、 f_q : 早送り速度。

なお、上述の方式は加工時間の計算式を若干変更するだけで外形端面削り、内形長手削り、同端面削りのいずれに対しても全く同様に適用できるものである*。

次に MELTS によって処理された一例を示す。MELTS では切削条件計算に先立って切削すべき領域が大きなブロックに分割され、切削送りの方向および範囲が決定される⁷⁾。したがって荒切削条件計算ルーチンでは、ブロックごとに上述の解法を適用して最適な切込み配分と送り、切削速度を求めている。図 7 (b) は MELTS の出力例で、特に第 2 工程の外・内形削りに対する解である。なおこの例では、工具寿命はデータファイル⁸⁾により 45 min と指定されている。図 7 (a) は生産技術のエキスパートによるマニュアルプログラミングの場合である。図には切削条件と加工時間の比較も示してある。この例では、外形長手削りと同端面削りの切込み配分については MELTS の解とエキスパートの解は完全に一致している。ただし送りと切削速度については両者に差異があるが、これは使用した MELTS データファイルの内容が工具寿命の点で安全側に寄り過ぎていたためである。また、内形削りの切削条件が異なっているのは、下穴

用ドリルを選択する段階で MELTS とマニュアルプログラミングの間に相違が生じ、したがってボーリング工具で除去すべき取りしろ量に大きな差ができたことが主な理由である。なお、外形のみぞ部分はみぞ入れ工具で最後に加工される。

以上のように、MELTS によって処理された解には、データファイルの中の工具寿命および工具選択に関する項目の内容に起因する若干の不満は残っているが、切込み配分に関しては妥当な解が得られているといえる。この点は他の数例の切削実験

および多数の計算機実験 (NC テープまで出力) によっても確かめられている。

4. む す び

- (1) 単純な丸棒状製品の長手荒旋削における切込み配分と加工能率について基礎的な検討を行い、取りしろの均等分割が最適ないし準最適解を与えることを示した。
- (2) 上の性質を利用して、複雑な形状の製品に対しても適用できる簡便な最適 (ないし準最適) 切削条件計算法を示した。主軸回転数や送りを必ずしも任意の値に設定できない現在の機械側の事情や、使用する実験式の精度などを考えあわせると、本解法で実用的に十分な精度の解を得られる。
- (3) 本解法は外、内形の長手削り、端面削りのいずれに対しても全く同様に適用できる**。
- (4) 本解法を旋削加工用ソフトウェア “MELTS” に組込み、実例によってその妥当性を示した。

終わりに、本研究に関し機械技術研究所の井上久仁子、本多庸悟両主任研究官に多大の御協力、御討論をいただいた。また、例題の提供、切削実験ならびに結果の検討など広範囲にわたって (株) 日立精機の関係各位に御協力をいただいた。ここに記して深く感謝の意を表します。

[付 録]

1) 実切削時間

取りしろを a 、切込みを $d_1, d_2, \dots, d_n$ とし、それぞれの切込みによる除去体積を $V_1, V_2, \dots, V_n$ とする。また、除去すべき全体積を V_0 とすると、

$$a = d_1 + d_2 + \dots + d_n \quad (\text{a-1})$$

* MELTS では、丸棒状素材の場合の荒削りでは、いわゆるコンタ削りは行わない。

** 3.2 節で触れたブロッキングを適正に行うことにより本解法を素材が成形されている場合に対しても応用できる。

$$V_0 = V_1 + V_2 + \dots + V_n \quad (\text{a-2})$$

本文の式(5)の定義により,

$$d_i = r_i \cdot a \quad (\text{a-3})$$

また, 加工物の直径は取りしるに比べて十分大きいとして, 切削による直径変化を無視すると,

$$V_i = r_i \cdot V_0 \quad (\text{a-4})$$

切込み d_i で切削するときの単位時間当たりの除去体積を M_i とすると, 式(4)により,

$$M_i = c_j \cdot d_i^{1-p_j} \quad (\text{a-5})$$

式(a-3), 式(a-5)より d_i を消去すると,

$$M_i = r_i^{1-p_j} \cdot M_0 \quad (\text{a-6})$$

ここで, M_0 は切込み a で切削するときの単位時間当たりの除去体積で,

$$M_0 = c_j \cdot a^{1-p_j} \quad (\text{a-7})$$

さて, 切込み a で切削するときの実切削時間を T_0 , d_i で切削するときの1トラバースの時間を T_i とすると, それぞれ,

$$T_0 = \frac{V_0}{M_0} \quad (\text{a-8})$$

$$T_i = \frac{V_i}{M_i} = \frac{r_i \cdot V_0}{r_i^{1-p_j} \cdot M_0} = r_i^{p_j} \cdot \frac{V_0}{M_0}$$

$$\therefore T_i = r_i^{p_j} \cdot T_0 \quad (\text{a-9})$$

したがって, 取りしるを n 回に分けて削除するときの実切削時間 T_m は,

$$T_m = T_1 + T_2 + \dots + T_n$$

$$\therefore T_m = (r_1^{p_j} + r_2^{p_j} + \dots + r_n^{p_j}) \cdot T_0 \quad (\text{a-10})$$

2) 実切削時間の比較

以下では, 複雑さを避けるため p_j を単に p と記す。まず,

$$r_i = \frac{1}{n} + \Delta r_i \quad (\text{a-11})$$

ただし,

$$|\Delta r_i| < 1, \text{ かつ, } \sum_i \Delta r_i = 0 \quad (\text{a-12})$$

とおくと,

$$r_1^p + r_2^p + \dots + r_n^p$$

$$= \left(\frac{1}{n} + \Delta r_1\right)^p + \left(\frac{1}{n} + \Delta r_2\right)^p + \dots + \left(\frac{1}{n} + \Delta r_n\right)^p$$

$$= \left(\frac{1}{n}\right)^p \left\{ \left(1 + \frac{\Delta r_1}{n}\right)^p + \left(1 + \frac{\Delta r_2}{n}\right)^p + \dots + \left(1 + \frac{\Delta r_n}{n}\right)^p \right\}$$

ここで小かっこの中をテーラー展開し, 第3項までを取って残りを R_i と記すと,

$$= \left(\frac{1}{n}\right)^p \left\{ 1 + p \frac{\Delta r_1}{n} + \frac{p(p-1)}{2!} \left(\frac{\Delta r_1}{n}\right)^2 + R_1 \right.$$

$$+ 1 + p \frac{\Delta r_2}{n} + \frac{p(p-1)}{2!} \left(\frac{\Delta r_2}{n}\right)^2 + R_2$$

$$+ \dots$$

$$\left. + 1 + p \frac{\Delta r_n}{n} + \frac{p(p-1)}{2!} \left(\frac{\Delta r_n}{n}\right)^2 + R_n \right\}$$

$$= \left(\frac{1}{n}\right)^p \left\{ n + \frac{p}{n} \sum_{i=1}^n \Delta r_i + \sum_{i=1}^n \left[\frac{p(p-1)}{2!} \left(\frac{\Delta r_i}{n}\right)^2 + R_i \right] \right\}$$

ここで大かっこの第2項は(a-12)により0であるから,

$$= n^{1-p} + \left(\frac{1}{n}\right)^p \sum_{i=1}^n \left[\frac{p(p-1)}{2!} \left(\frac{\Delta r_i}{n}\right)^2 + R_i \right]$$

すなわち,

$$(r_1^p + r_2^p + \dots + r_n^p) - n^{1-p}$$

$$= \left(\frac{1}{n}\right)^p \sum_{i=1}^n \left[\frac{p(p-1)}{2!} \left(\frac{\Delta r_i}{n}\right)^2 + R_i \right] \quad (\text{a-13})$$

を得る。

さてここで, (a-13)の中かっこの内に注目し,

$$\left| \frac{p(p-1)}{2!} \left(\frac{\Delta r_i}{n}\right)^2 \right| \geq |R_i| \quad (\text{a-14})$$

であることを考慮すると,

a) $0 < p < 1$ ならば,

$$\frac{p(p-1)}{2!} \left(\frac{\Delta r_i}{n}\right)^2 + R_i < 0 \quad (\text{a-15})$$

となるから

$$1 < r_1^p + r_2^p + \dots + r_n^p < n^{1-p} \quad (\text{a-16})$$

b) $p > 1$ ならば,

$$\frac{p(p-1)}{2!} \left(\frac{\Delta r_i}{n}\right)^2 + R_i > 0 \quad (\text{a-17})$$

となるから,

$$n^{1-p} < r_1^p + r_2^p + \dots + r_n^p < 1 \quad (\text{a-18})$$

c) $p = 1$ ならば, 明らかに,

$$n^{1-p} = r_1^p + r_2^p + \dots + r_n^p = 1 \quad (\text{a-19})$$

である。

参 考 文 献

- 1) H. Takeyama et al.: Study on Automatic Programming for Numerical Control; Automatic Determination of Cutting Conditions in Longitudinal Rough Turning, Ann. CIRP, **XIV**, (1971) 713.
- 2) 臼井英治, 岸浪建史: 数値型電子計算機による最小費用切削条件の選定, 精密機械, **34**, 4 (1968) 20.
- 3) 岩田一明ほか: 不確定因子を考慮した最適加工条件の設定(第3報)——切込み回数ならびに切込み量の最適化, 精密機械, **41**, 5 (1975) 420.
- 4) J. R. Crookall & N. Venkataramani: Computeroptimization of Multi-pass Turning, Int. J. Prod. Res., **9**, 2, (1971) 247.
- 5) 竹山秀彦, 井上久仁子, 本多庸悟, 関口 博, 高田孝次: 旋削加工用ソフトウェア・MELTS~パートプログラミング解説書, 機械技術研究所資料, 66 (1976).
- 6) 例えば, 国沢清典編: リニヤ・プログラミング, 日刊工業新聞社 (1959).
- 7) 関口 博, 竹山秀彦: 数値制御旋削における荒削り手順のプログラミングに関する研究, 精密機械, **43**, 10 (1977) 1180.
- 8) 竹山秀彦, 井上久仁子, 本多庸悟, 関口 博, 高田孝次: 旋削加工用ソフトウェア・MELTS~データ・ファイル解説書, 機械技術研究所資料, 67 (1977).