ZESZYTY NAUKOWE POLITECHNIKI ŚLĄSKIEJ 1980
Seria: AUTOMATYKA z. 54 Nr kol. 650

Franciszek Marecki
Politechnika Śląska

PROBLEM KOLEJNOŚCIOWY W MONTAŻU WIELOWERSYJNYM

Streszczenie. W referacie przedstawiono problem optymalizacji kolejności montażu obiektów różnych wersji. Założono montaż partiami. Rozwiązanie problemu podano w postaci algorytmu opartego na programowaniu dynamicznym.

1. Wprowadzenie

Problem kolejnościowy ma istotne znaczenie praktyczne na liniach montażu samochodów /gdzie detalem bazowym jest karoseria/. Na liniach tych montowane są jednocześnie samochody różnych wersji. Każda wersja /formalnie/ jest zbiorem określonych detali standardowych i różnicowych. Jako detal traktowany jest każdy element, z którym jest związana operacja montażu.

W montażu wielowersyjnym na linii "zlewają się" strumienie detali standardowych i różnicowych. Dla uzyskania samochodu określonej wersji należy w odpowiednich chwilach i na odpowiednie stanowiska pracy dostarczyć monterowi właściwe detale. W przypadku gdy warunek ten nie jest spełniony, może powstać usterka /brak detalu/ lub nietrafiony montaż /niewłaściwy detal/. W praktyce zjawiska te są przyczyną poważnych problemów.

Aby system montażu mógł realizować założony cel - minimalizację kosztów montażu - należy określić optymalne harmonogramy pracy jego agregatów. Dlatego w dalszej części pracy przedstawimy problem określania kolejności dostaw detali bazowych na linię. Rozpatrywane zadanie zostało sformułowane w [4], a następnie rozwinięte w [1] i [2].

2. Założenia i sformułowanie problemu kolejnościowego

Załóżmy, że dany jest układ agregatów:

$$A = \left\{ A^0, A^1, \ldots, A^i, \ldots, A^I \right\}, \qquad /1/$$

gdzie: A - układ agregatów;
A^i - "i-ty" agregat.

Strukturę układu przedstawia macierz:

$$B = \left[b_{\xi,i} \right], \qquad /2/$$

$$/\xi = 0,1,\dots, I/,$$
$$/i = 0,1,\dots, I/,$$

gdzie: B - macierz struktury układu agregatów,

przy czym:

$$b_{\xi,i} = \begin{cases} 1 - \text{jeśli półprodukt jest przekazywany bezpośrednio z agregatu "}A^{\xi}\text{" do agregatu "}A^{i}\text{";} \\ 0 - \text{jeśli półprodukt nie jest przekazywany bezpośrednio z agregatu "}A^{\xi}\text{" do agregatu "}A^{i}\text{".} \end{cases}$$

Załóżmy, że struktura /2/ układu /1/ spełnia następujące warunki:

1° $$\sum_{i=0}^{i=I} b_{o,i} = 0 \qquad /3/$$

2°. $$\forall_{1 \leqslant \xi \leqslant I} \sum_{i=0}^{i=I} b_{\xi,i} = 1 \qquad /4/$$

3° $$\exists_{1 \leqslant i \leqslant I} \sum_{\xi=0}^{\xi=I} b_{\xi,i} = 0 \qquad /5/$$

Zatem jest to struktura drzewiasta, której korzeniem jest agregat "A^o". Do agregatów spełniających warunek /5/ wprowadzane są półprodukty, natomiast z agregatu "A^o" wyprowadzony jest produkt finalny. Produkt finalny otrzymujemy w wyniku łączenia lub obróbki półproduktów w poszczególnych agregatach, co narzuca warunek /4/.

Załóżmy, że w każdym agregacie "A^i" wypracowywana jest jedna cecha obiektu finalnego. Odpowiednie kody tej cechy można zapisać za pomocą wektora:

$$C^i = \left[c_j^{\,i} \right], \qquad /6/$$

gdzie: C^i - wektor kodów cechy wypracowywanej w agregacie A^i;
$c_j^{\,i}$ - "j-ty" kod "i-tej" cechy.

Przyjmiemy, że zmiana kodu cechy wypracowywanej przez agregat, wymaga jego przezbrojenia. Przezbrojenie to wiąże się ze stratą czasu produkcyjnego - a zatem z pewnym kosztem. Ponadto, nie każda zmiana kodu cechy może być dopuszczalna. Koszty związane ze zmianą kodu cechy wypracowywanej w agregacie A^i można zapisać w postaci macierzy:

$$D^i = \left[d^{\,i}_{\eta j} \right] \qquad /7/$$

$$/\eta = 1,\dots, J/i//,$$

gdzie: D^i - macierz kosztów przy zmianie kodu cechy wypracowywanej w agregacie A^i,

przy czym:

$$d^{i}_{\eta,j} \begin{cases} \geqslant 0; & \text{jeśli zmiana kodu cechy z "}c^{i}_{\eta}\text{" na "}c^{i}_{j}\text{" jest dopuszczalna;} \\ < 0; & \text{jeśli zmiana kodu cechy z "}c^{i}_{\eta}\text{" na "}c^{i}_{j}\text{" nie jest dopuszczalna.} \end{cases}$$

W miejsce elementów macierzy /7/ - dla niedopuszczalnych zmian kodu cechy - można wstawić dowolną liczbę ujemną.

Wprowadźmy zbiór typów produktów finalnych:

$$E = \left\{ E^{1},\ldots,E^{k},\ldots,E^{K} \right\}, \qquad /8/$$

gdzie: E - zbiór typów produktów finalnych;
E^{k} - produkt finalny "k-tego" typu;
K - liczba typów produktów finalnych

oraz

$$1 \leqslant K \leqslant \prod_{i=0}^{i=I} J/i/, \qquad /9/$$

gdzie: $\prod$ - znak iloczynu.

Produkt finalny "E^{k}" jest określony poprzez kody cech poszczególnych agregatów.

$$E^{k} = \left[e_{i}^{k} \right], \qquad /10/$$

gdzie: e_{i}^{k} - kod "i-tej" cechy w produkcie finalnym "k-tego" typu.

Kod "e_{i}^{k}" jest jednym z kodów wektora /6/, co można zapisać formalnie w postaci:

$$\underset{1\leqslant k\leqslant K}{\forall} \quad \underset{0\leqslant i\leqslant I}{\forall} \quad \underset{\substack{1\leqslant j\leqslant J/i/ \\ j\neq\eta}}{\forall} \quad \left(e_{i}^{k} \neq c_{j}^{i}\right) \Rightarrow \left(e_{i}^{k} = c_{\eta}^{i}\right). \qquad /11/$$

W dalszym ciągu załóżmy, że zbiór typów produktów finalnych jest dany w postaci wektorów /10/.

Produkty finalne wszystkich typów są wyprowadzane sekwencyjnie z agregatu "A^{0}". Z każdą sekwencją "σ^{l}", $/1 \leqslant l \leqslant L \leqslant K./$, jest związany pewien koszt, będący sumą kosztów przezbrojeń wszystkich agregatów potrzebnych dla uzyskania rozważanej sekwencji wyrobów finalnych. Koszty przezbrojeń układu agregatów przy zmianie typu produktu finalnego można przedstawić w postaci macierzy:

$$H = \left[h_{\varkappa,k} \right], \qquad /12/$$

gdzie: H - macierz kosztów przezbrojeń układu agregatów, przy zmianie typu wyrobu finalnego;
$h_{\varkappa,k}$ - koszt przezbrojeń układu agregatów, przy przejściu od produktu finalnego typu "$\varkappa$" do produktu finalnego typu "k".

Elementy macierzy kosztów przezbrojeń układu agregatów /12/ można wyznaczyć na podstawie elementów macierzy kosztów przezbrojeń poszczególnych agregatów /7/. Niech:

$$e_i^{\varkappa} = c^{i}_{\eta/i/},\qquad e_i^{k} = c^{i}_{j/i/}. \qquad /13/$$

Zatem możemy napisać:

$$\exists_{0\leq i\leq I}\left(d^{i}_{\eta,j} < 0\right) \Rightarrow \left(h_{\varkappa,k} < 0\right) \qquad /14/$$

oraz:

$$\forall_{0\leq i\leq I}\left(d^{i}_{\eta,j} \geqslant 0\right) \Rightarrow \left(h_{\varkappa,k} = \sum_{i=0}^{i=I} d^{i}_{\eta(i),j(i)}\right) \qquad /15/$$

Warunek /14/ mówi, że przejście od produktu finalnego typu "$\varkappa$" do produktu finalnego typu "k" nie jest dopuszczalne, jeśli na jednym z agregatów zmiana kodu cechy "$c^{i}_{\eta/i/}$" na kod "$c^{i}_{j/i/}$" nie jest dopuszczalna. Natomiast warunek /15/ określa koszt przezbrojeń układu agregatów /przy przejściu od produktu finalnego typu "$\varkappa$" do produktu finalnego typu "k" /jako sumę kosztów przezbrojeń poszczególnych agregatów/ przy zmianie kodu cechy "$c^{i}_{\eta/i/}$" na kod "$c^{i}_{j/i/}$"/.

Problem optymalizacji sekwencji produktów finalnych polega na wyborze takiej sekwencji "σ^{l}", dla której sumaryczne koszty przezbrojeń układu agregatów są minimalne. A zatem jeśli:

$$\sigma^{l} = \left\langle k_1^{l},\ldots, k_{\nu}^{l},\ldots, k_K^{l}\right\rangle, \qquad /16/$$

gdzie: σ^{l} – "l-ta" sekwencja produktów finalnych;
k^{l}_{ν} – typ "ν-tego" produktu finalnego w "l-tej" sekwencji,

to możemy napisać:

$$\forall_{1\leq\nu\leq K}\left(h_{k^{l}_{\nu-1},\,k^{l}_{\nu}} \geqslant 0\right) \Rightarrow \left(q^{l} = \sum_{\nu=1}^{\nu=K} h_{k^{l}_{\nu-1},\,k^{l}_{\nu}}\right) \qquad /17/$$

oraz

$$\exists_{1\leq\nu\leq K}\left(h_{k^{l}_{\nu-1},\,k^{l}_{\nu}} < 0\right) \Rightarrow \left(q^{l} < 0\right), \qquad /18/$$

gdzie: k_0^{l} – typ produktu finalnego, który schodzi z agregatu "A^{0}" jako ostatni w wcześniejszej sekwencji.

Warunek /18/ dotyczy niedopuszczalnej sekwencji produktów finalnych. A zatem:

$$\exists_{1\leq l_0\leq L}\left[\left(q^{l_0} \geqslant 0\right) \wedge \left(q^{l_0} = \min_{l} q^{l}\right)\right] \Rightarrow \left(\sigma^{l_0} = \sigma_{opt}\right), \qquad /19/$$

gdzie: σ_{opt} – sekwencja optymalna.

Algorytm wyznaczenia sekwencji optymalnej stanowi przedmiot dalszych rozważań.

3. Formalizacja zadania

Przedstawimy rozwiązanie zadania metodą programowania dynamicznego. Oznaczmy:

$P_{m,n}$ - "m-ty" stan "n-tej" warstwy
$\left(m = 1,\ldots, \binom{N}{n}\right)$
$(n = 0,1,\ldots, N)$

oraz

$\mathcal{V}_{m,n}$ - wartość stanu "$P_{m,n}$".

Załóżmy, że:

$$\mathcal{V}_{1,0} = 0. \qquad /20/$$

Zgodnie z założeniami wprowadzonymi w poprzednim punkcie, jako wartość stanu przyjmujemy minimalny koszt przezbrojeń układu agregatów - wykonanych dla uzyskania odpowiedniej podsekwencji produktów finalnych. Zatem wartości stanów kolejnych warstw można określić na podstawie formuły:

$$\mathcal{V}_{\mu,n+1} = \min_{P(m,n)\in\Gamma_n^{\mu}}\left(\mathcal{V}_{m,n} + \Delta\mathcal{V}_{m,n}^{\mu,n+1}\right), \qquad /21/$$

gdzie: "Γ_n^{μ} - zbiór stanów "n-tej" warstwy, z których istnieje bezpośrednie przejście do stanu "$P_{\mu,n+1}$";

$\Delta\mathcal{V}_{m,n}^{\mu,n+1}$ - przyrost wartości stanu "$P_{m,n}$", przy przejściu od stanu "$P_{m,n}$" do stanu "$P_{\mu,n+1}$".

Przyrost wartości stanu jest kosztem przezbrojenia układu agregatów przy przejściu od określonego produktu finalnego do kolejnego produktu finalnego.

Jeżeli przyjmiemy, że:

$$\Lambda^{n,n+1} = \left[\lambda_{\xi,\eta}^{n,n+1}\right] \quad \left(\xi=1,\ldots,\binom{N}{n}\right) ; \quad \left(\eta= 1,\ldots,\binom{N}{n+1}\right), \qquad /22/$$

gdzie: $\Lambda^{n,n+1}$ - macierz dopuszczalnych przejść pomiędzy stanami "n-tej" oraz "n+1-szej" warstwy

oraz :

$$\lambda_{\xi,\eta}^{n,n+1} = \begin{cases} 1 - \text{jeśli istnieje dopuszczalne przejście od stanu "}P_{\xi,n}\text{" do stanu "}P_{\eta,n+1}\text{";} \\ 0 - \text{jeśli nie istnieje dopuszczalne przejście od stanu "}P_{\xi,n}\text{" do stanu "}P_{\eta,n+1}\text{",} \end{cases}$$

to zbiór "Γ_n^{μ}" wyznaczamy z warunku:

$$\underset{1 \leq m \leq /^N_n/}{\exists} \left(\lambda^{n,n+1}_{m,\mu} = 1\right) \Rightarrow \left(P_{(m,n)} \in \Gamma^{\mu}_{n}\right). \qquad /23/$$

Na podstawie formuły /21/ można zatem wyznaczyć wartości wszystkich stanów.

4. Stany procesu decyzyjnego

Stan procesu decyzyjnego można zdefiniować jako wektor:

$$P_{m,n} = \left[p_{m,n,\nu}\right]$$

$$\begin{aligned} &/n = 0,1,\ldots, N/ \\ &/m = 1,\ldots, /^N_n// \\ &/\nu = 1,\ldots, N/ \end{aligned} \qquad /24/$$

gdzie:

$$p_{m,n,\nu} = \begin{cases} n - \text{jeśli " } \nu\text{-ty" produkt finalny dołączono do podsekwencji na "n-tym" etapie;} \\ 0 - \text{jeśli " } \nu\text{-tego" produktu finalnego nie dołączono do podsekwencji, na etapach od zerowego do "n-tego" włącznie.} \end{cases}$$

Zatem niezerowe elementy macierzy /24/ określają produkty finalne, które zostały dołączone do podsekwencji generowanej sekwencji. Wartości tych elementów są numerami ustalającymi kolejnośc produktów finalnych w generowanej sekwencji.

Liczba wszystkich stanów może być duża - dla problemów o praktycznym znaczeniu, co powoduje zajęcie dużego obszaru pamięci maszyny cyfrowej. Stąd też koncepcja generowania sieci stanów etapami ma istotne znaczenie, bowiem na każdym etapie należy pamiętać jedynie stany dwóch sąsiednich warstw. Ponadto, warto zwrócić uwagę na fakt, że w praktyce produkcyjnej występuje szereg ograniczeń kolejności produktów finalnych, które zmniejszają liczbę stanów w warstwach.

Etapowe generowanie sieci stanów zakłada, że stany "$P_{\mu,n+1}$" można wyznaczyć na podstawie znanych stanów "$P_{m,n}$". Procedura tego przejścia jest następująca:

$$\underset{1 \leq \nu \leq N}{\exists} \left(p_{m,n,\nu} > 0\right) \Rightarrow \left(p_{\mu,n+1,} = p_{m,n,\nu}\right) \qquad /25/$$

oraz

$$\underset{1 \leq \nu_0 \leq N}{\exists} \left(p_{m,n,\nu_0} = 0\right) \Rightarrow \left(p_{\mu(\nu_0),n+1,\nu_0} = n+1\right). \qquad /26/$$

Tak wyznaczony stan jest jedyny w warstwie - tzn. że, w warstwie nie ma stanów identycznych, a więc:

$$\forall_{1\leqslant n\leqslant N}\ \forall_{m_1}\ \forall_{m_2\neq m_1}\ \exists_{1\leqslant \nu\leqslant N}\ p_{m_1,n,\nu}\neq p_{m_2,n,\nu} \qquad /27/$$

W trakcie generowania stanów w warstwach mogą wystąpić stany, które odpowiadają temu samemu podzbiorowi produktów finalnych. Stany te nazwiemy stanami podobnymi i określimy następująco:

Określenie 1.:

Stany "$P_{m_1,n}$" oraz "$P_{m_2,n}$" są podobne, jeśli spełniają warunek:

$$\exists_{1\leqslant n\leqslant N}\ \exists_{m_1}\ \exists_{m_2\neq m_1}\ \forall_{\nu\in N^x}\left[\left(p_{m_1,n,\nu}=0\right)\wedge\left(p_{m_2,n,\nu}=0\right)\right]\Rightarrow$$
$$\Rightarrow\left(P_{m_1,n}\cong P_{m_2,n}\right), \qquad /28/$$

gdzie: " $\cong$ " oznaczenie podobieństwa stanów;

$$N^x=\left\{\nu:\ p_{m,n,\nu}=0\right\}. \qquad /28a/$$

Zatem zbiór stanów warstwy można rozbić na wykluczające się podzbiory stanów podobnych. Stany podobne różnią się jedynie kolejnością produktów finalnych dołączonych do podsekwencji generowanej sekwencji " $\mathfrak{S}^1$".
A zatem stany te mają na ogół różną wartość.

W zbiorze stanów podobnych istnieją stany określające podsekwencje produktów finalnych o identycznym ostatnim elemencie. Stany te nazwiemy stanami alternatywnymi i określimy następująco:

Określenie 2.:

Stany "$P_{m_1,n}$" oraz "$P_{m_2,n}$" są alternatywne, jeśli spełniają warunek:

$$\exists_{1\leqslant n\leqslant N}\ \exists_{m_1}\ \exists_{m_2\neq m_1}\ \exists_{1\leqslant \nu_0\leqslant N}\left[P_{m_1,n}\cong P_{m_2,n}\right]\wedge \qquad /29/$$
$$\wedge\left[p_{m_1,n,\nu_0}=p_{m_2,n,\nu_0}=n\right]\Rightarrow\left(P_{m_1,n}\triangleq P_{m_2,n}\right),$$

gdzie: " $\triangleq$ " - oznaczenie alternatywności stanów.

Zatem zbiór stanów podobnych można rozbić na wykluczające się podzbiory stanów alternatywnych. Stany alternatywne posiadają jedynie ostatni element podsekwencji identyczny. A zatem na ogół mają one różną wartość. Jednakże optymalna podsekwencja, /w sensie minimalnych kosztów przezbrojeń agregatów/ jaką można wyznaczyć wychodząc ze stanu alternatywnego, jest identyczna dla każdego stanu alternatywnego.

W zbiorze stanów alternatywnych wyróżnimy stan posiadający minimalną wartość. Stan ten nazwiemy stanem istotnym.

Określenie 3.:

Stan "$P_{m_0,n}$" jest istotny, jeśli spełniony jest warunek:

$$\exists_{1\leqslant n\leqslant N}\ \exists_{m_0}\ \exists_{m\neq m_0}\left[P_{m_0,n}\triangleq P_{m,n}\right]\wedge$$

$$\bigwedge\left[\min \mathcal{V}_{m_0,n};\ \min_{m} \mathcal{V}_{m,n} = \mathcal{V}_{m_0,n}\right] \Rightarrow \left(P_{m_0,n} = P^{x}_{m_0,n}\right), \qquad /30/$$

gdzie: $P^{x}_{m_0,n}$ - stan istotny.

Generowanie sieci decyzji bazuje na stanach istotnych.

5. Wyznaczenie wartości stanów

Zgodnie z określeniami przyjętymi w punkcie 2, każdy stan posiada swą wartość. Wartością stanu jest koszt przezbrojeń układu agregatów, wykonanych dla uzyskania podsekwencji wyrobów finalnych. Każdy ze stanów podobnych "n-tej" warstwy określa inną sekwencję tego samego zbioru produktów finalnych. Spośród tych stanów istotne znaczenie posiada tylko ten stan, który określa podsekwencję produktów finalnych o minimalnym koszcie przezbrojeń układu agregatów. Zatem stan istotny można wyznaczyć, znając wartości stanów podobnych, a tym samym alternatywnych.

Wartości stanów można wyznaczyć równocześnie z wyznaczeniem stanów w poszczególnych warstwach sieci, na podstawie formuły /21/. Obecnie bardziej szczegółowo rozważymy określenie przyrostu wartości stanu. Aby wyznaczyć przyrost wartości stanu "$P_{m,n}$", należy określić, który produkt finalny był w tym stanie dołączany do podsekwencji jako ostatni - oraz, który produkt finalny po nim nastąpi. Tak więc, przechodząc od stanu "$P_{m,n}$" do stanu "$P_{\mu,n+1}$", otrzymamy:

$$\underset{1 \leqslant \nu \leqslant N}{\exists} \left(p_{m,n,\nu} = n\right) \Rightarrow \left(k^{1}_{n} = E^{\nu}\right) \qquad /31/$$

przy przyjęciu oznaczeń zgodnych z /16/ i /8/.

Ponadto:

$$\underset{\nu_0}{\exists}\ \underset{\substack{1 \leqslant \nu \leqslant N \\ \nu \neq \nu_0}}{\exists} \left[p_{\mu,n+1,\nu} = p_{m,n,\nu} = n\right] \wedge \left[p_{\mu,n+1,\nu_0} - p_{m,n,\nu_0} = n+1\right] \Rightarrow \left[k^{1}_{n+1} = E^{\nu_0}\right]. \qquad /32/$$

A zatem, z macierzy /12/ otrzymamy:

$$\Delta \mathcal{V}^{\mu,n+1}_{m,n} = h_{\nu,\nu_0}. \qquad /33/$$

Warto zwrócić uwagę na fakt, że generując stany z uwzględnieniem ograniczeń, otrzymamy w /33/ nieujemną wartość.

Generując wszystkie stany "n+1-szej" warstwy wyznaczamy ich wartości:

$$\mathcal{V}_{\mu,n+1} = \mathcal{V}_{m,n} + \Delta \mathcal{V}^{\mu,n+1}_{m,n}. \qquad /34/$$

Następnie należy wyznaczyć stan istotny, z warunku:

$$\forall_{/i \wedge j/\in\Psi} \left[\left(P_{i,n+1} \hat{=} P_{j,n+1} \right) \wedge \left(\min_{i} V_{i,n+1} = V_{\mu,n+1} \right) \right] \Rightarrow ,$$

$$P_{\mu,n+1} \text{ - jest stanem istotnym,} \qquad /35/$$

gdzie: Ψ - zbiór numerów stanów alternatywnych w warstwie "n+1-szej".

Drugie podejście polega na wygenerowaniu stanu "n+1-szej" warstwy i sprawdzeniu czy istnieje stan do niego podobny. Jeśli tak, to sprawdzamy czy jest to stan alternatywny. Z dwóch stanów alternatywnych zapamiętuje się ten, którego wartość jest mniejsza. Procedura ta daje mniejszą zajętość pamięci maszyny cyfrowej.
Przedstawione podejście daje w rezultacie wynik identyczny z /21/, a dodatkowo stan istotny.

6. Podsumowanie

Problem montażu wielowersyjnego wymaga uzyskania "trafionej" i bezusterkowej produkcji linii - optymalnej w sensie minimalizacji kosztów przezbrojeń agregatów. Podstawowym zadaniem jest w tym przypadku określenie harmonogramu pracy każdego agregatu. Jeżeli dany jest optymalny harmonogram pracy każdego agregatu,to proces montażu wielowersyjnego jest zsynchronizowany. A zatem wystarczy jedynie korygować jego przebieg z uwagi na zakłócenia.
Wśród zakłóceń procesu należy wyróżnić niewłaściwą jakość określonej cechy "c_j^i" pewnego agregatu "A^i", zmienną wydajność tego agregatu oraz zakłócenia transportowe. Miarą niezawodności procesu montażu wielowersyjnego może być procentowy udział obiektów zmontowanych zgodnie z założeniami, w całkowitej liczbie obiektów montażu.
W montażu wielowersyjnym występują straty z uwagi na produkcję "nietrafioną". Próba zmniejszenia tych strat poprzez podniesienie niezawodności systemu agregatów jest związana z dodatkowymi kosztami. Z przeprowadzonych rozważań wynika, że podniesienie niezawodności systemu agregatów poprzez zwiększenie magazynów, może zmniejszyć całkowite koszty montażu. Bowiem prowadzi to do niezależnej pracy poszczególnych agregatów. Tego typu rozwiązania są stosowane w znanych firmach samochodowych na świecie [3].

LITERATURA

[1] Marecki F.: Harmonogramowanie dostaw detali w procesie montażu, Materiały Konferencji nt."Cybernetyka w gospodarce morskiej", WSM, Gdynia 1979, t.II, ss.59-68.

[2] Marecki F.: Harmonogramowanie procesu montażu wielowersyjnego, Materiały Konferencji nt. "VIII dni jakości i niezawodności, NOT, Gliwice. 1979.

[3] Kaczmarski S.: Przegląd systemów sterowania produkcją u wybranych producentów samochodów osobowych, Forum Automatyki 78, Warszawa 1978, t. I, ss. 87-102.

[4] Szymura J.: Optymalizacja harmonogramu produkcji linii produkcyjnej, Podstawy Sterowania, t. 9 z. 2, 1979, ss. 177-188.

ПРОБЛЕМА ОЧЕРЕДНОСТИ В МНОГОНОМЕНКЛАТУРНОЙ СБОРКИ

Р е з ю м е

В роботе представлено проблемму оптимизации очередности монтажа объектов различных номенклатур. Принято, что сборка осуществляется группами объектов одинаковых номенклатур. Решение проблеммы показано с помощю алгоритма динамического программирования.

THE SEQUENCING PROBLEM IN THE MULTI-VERSION ASSEMBLY PROCESS

S u m m a r y

In the paper a problem of optimization of the assembly sequence of the multi-version obiects is presented. The batch assembly process is being assumed. The solution of the problem with aid of the dynamical programming is given.