ZESZYTY NAUKOWE POLITECHNIKI ŚLĄSKIEJ 1980
Seria: AUTOMATYKA z. 55 Nr kol. 651

Konrad Wala
Akademia Górniczo-Hutnicza

HARMONOGRAMOWANIE PROCESU ROZLEWANIA STALI

Streszczenie. W pracy przedstawiono formalny model procesu rozlewania stali w kombinacie metalurgicznym oraz algorytm obliczania optymalnego harmonogramu rozlewania. W zaprezentowanym algorytmie zastosowano metodę podziału i oszacowań.

1. Wprowadzenie.

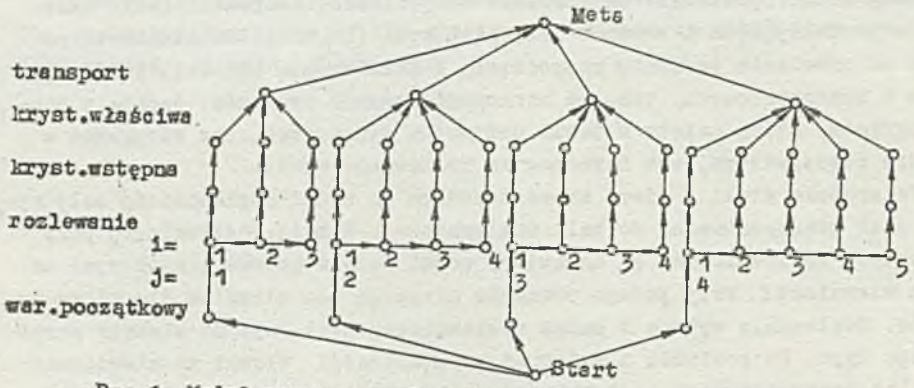
Zagadnienie sterowania odcinkiem stalownia konwertorowa - walcownia slabing można sprowadzić do problemu optymalizacji współdziałania agregatów produkcyjnych i środków transportowych [2]. Współdziałanie to polega na ustaleniu terminów rozpoczęcia i zakończenia operacji produkcyjnych i transportowych, tzn. na harmonogramowaniu procesów. Jednym z harmonogramów, który należy w takim przypadku wypracować oraz korygować w czasie rzeczywistym, jest harmonogram rozlewania stali.

Po spuście stali z pieca konwertorowego do kadzi rozlewniczej cały wytop jest transportowany do hali rozlewniczej. W hali rozlewniczej przy pomostach rozlewniczych są ustawione wózki podwlewnicowe z ułożonymi na nich wlewnicami. Przy jednym pomoście mieszczą się wlewnice dla kilku wytopów. Rozlewanie wytopu z kadzi rozlewniczej następuje do wlewnic określonego typu. Po rozlaniu i wstępnej krystalizacji wlewki we wlewnicach są albo transportowane na tory postoju technologicznego w celu dalszej krystalizacji, albo też pozostają na ten okres przy pomostach rozlewniczych. Po upływie czasu przeznaczonego na krystalizację wytop osiąga gotowość do rozbrojenia. Zarówno czas trwania rozlewania, jak też czasy trwania wstępnej oraz właściwej krystalizacji są ściśle określone przez normatywy technologiczne i są zależne od gatunku stali i typu wlewnic. Po osiągnięciu przez stal zadanego stopnia krystalizacji wytop jest kierowany do oddziału stripera, gdzie następuje rozbrajanie wlewków. W tym celu z wytopów znajdujących się przy pomostach rozlewniczych i na torach postoju technologicznego formowany jest zestaw transportowy składający się z kilku wytopów o zbliżonych wartościach czasu gotowości do rozbrojenia. W sytuacji braku systemu wyznaczającego optymalne harmonogramy rozlewania zestaw transportowy jest formowany na wydzielonym do tego celu torze. Zadanie to wykonuje lokomotywa, sprowadzając wytopy o zbliżonych wartościach czasu gotowości do rozbrojenia z poszczególnych pomostów rozr

lewniczych i torów postoju technologicznego. Operacje te pochłaniają więcej czasu pracy lokomotywy niż właściwy transport zestawu do oddziału stripera. Stąd wynika zadanie sterowania. Należy określić taki harmonogram rozlewania stali, ażeby wytopy rozlane przy jednym pomoście rozlewniczym tworzyły jednostkę transportową wytopów o zbliżonych wartościach czasu gotowości do rozbrajania. W takim przypadku zadanie lokomotywy zostałoby sprowadzone tylko do transportu zestawu bezpośrednio od określonego pomostu rozlewniczego do hali stripera.

2. Formalny model procesu rozlewania stali

Przyjęto, że model procesu rozlewania stali opisuje proces począwszy od chwili "wytop w kadzi oczekuje na rozlewania" do chwili "zestaw transportowy wytopów jest gotowy do rozbrajania". Proces rozlewania stali przy pomostach rozlewniczych i transportu zestawów rozłożono na operacje.



Rys.1. Model procesu rozlewania stali.

Przedstawiony na rys. 1 graf modelu rozważanego procesu rozlewania opisuje cykl procesu rozlewania wytopów przy wydzielonych pomostach. W strukturze grafu wierzchołek Start odpowiada chwili rozpoczęcia cyklu, a wierzchołek Meta chwili zakończenia. Są to wierzchołki oznaczające zdarzenia. Pozostałe wierzchołki grafu oznaczają operacje. Operacje opisane są z lewej strony grafu, przy czym operacje usytuowane w jednym wierszu są tego samego rodzaju. Indeksem j ($j = \overline{1,J}$; J - ilość pomostów) oznaczono numer pomostu, indeksem i ($i = \overline{1,I_j}$; I_j - ilość pozycji rozlewania przy pomoście j) numer kolejności rozlewania wytopu przy określonym pomoście. Operacje "warunek początkowy" uwzględniają zwalnianie pomostu przez wytopy rozlane w cyklu poprzednim oraz podstawianie wózków z pustymi wlewnicami. Łuki w grafie określają warunki poprzedzania. Poziome łuki

występujące pomiędzy operacjami rozlewania opisują technologiczne ograniczenie 1 : przy tym samym pomoście nie rozlewa się jednocześnie dwóch wytopów.

Czas trwania operacji technologicznych zależy od gatunku stali i typu wlewnicy. Indeksem r ($r = \overline{1,R}$) ponumerowano kombinacje gatunków stali i typów wlewnic (w rozważanym zadaniu $R = 3 \cdot 3 = 9$). Wprowadzimy następujące oznaczenia:

$T^r_{ij} = T^r(r)$ - czas trwania rozlewania (wytopu o numerze kolejności rozlewania i przy pomoście j),

$T^w_{ij} = T^w(r)$ - czas trwania krystalizacji wstępnej,

$T^k_{ij} = T^k(r)$ - czas trwania krystalizacji właściwej,

T^o_j - czas trwania operacji "warunek początkowy",

$T = \{t_k\}$ - zbiór czasów gotowości wytopów do rozlewania, przy czym k jest numerem wytopu oczekującego w kadzi na rozlewanie ($k = \overline{1,K}$).

Ilość elementów zbioru T jest równa ilości pozycji rozlewania przy pomostach rozlewniczych: $K = \sum I_j$ ($K = 3 + 2 \cdot 4 + 5 = 16$).

Zakłada się (technologiczne ograniczenie 2), że wytop, który osiągnie gotowość do rozlewania, jest natychmiast rozlewany, tj. czas oczekiwania na rozlewanie jest równy zero.

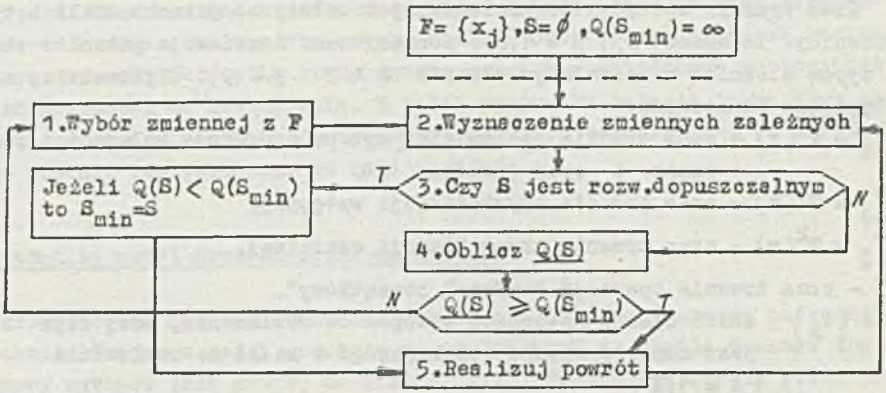
3. Ogólna struktura algorytmu

W algorytmie przeznaczonym do obliczania optymalnych harmonogramów rozlewania zastosowano strukturę algorytmu zaproponowanego w pracy [1] . Algorytm ten rozwiązuje zadanie minimalizacji funkcji zmiennych binarnych $Q(x_1,\ldots,x_n)$ metodą podziału i oszacowań. Niech w procesie rozwiązywania zadania ustalono wartość niektórych zmiennych na 1 lub 0 . Takie zmienne będziemy nazywać ustalonymi, a pozostałe zmienne swobodnymi. Wtedy pośród zmiennych swobodnych mogą istnieć zmienne, których wartość jest ustalona przez warunki zadania. Takie zmienne nazwiemy zależnymi. Ograniczenia na zmienne $x_1,\ldots,x_n$ są zadane w postaci procedury obliczeniowej wynikającej bezpośrednio z warunków zadania. Wylicza ona wartości zmiennych zależnych na podstawie wartości zmiennych ustalonych.

Na każdym kroku funkcjonowania algorytmu w pamięci maszyny przechowuje się zbiór F zmiennych swobodnych oraz dopuszczalne częściowe rozwiązanie S . Każda zmienna wchodząca w uporządkowany zbiór S uważana jest za zmienną ustaloną.

W bloku 1 algorytmu /rys. 2/ następuje wybór jednej ze zmiennych zbioru F . Wybranej zmiennej przypisuje się wartość 1 , wykreśla się ją ze zbioru F i dopisuje z prawej strony do S . Wybór realizowany jest przy

przy użyciu heurystycznej reguły, określonej na podstawie własności zadania.



Rys.2. Schemat struktury algorytmu.

W bloku 2 procedura obliczeniowa wyznacza zmienne zależne. Zmienne te wykreśla się z F, przypisuje z prawej strony do S i podkreśla. Zmienne podkreślone w S nie są brane pod uwagę przy realizacji operacji powrotu (blok 5).

W bloku 4 obliczana jest wartość dolnego oszacowania $\underline{Q}(S)$, najmniejszej wartości Q dla rozwiązania, które można otrzymać z S poprzez uzupełnienie go do rozwiązania dopuszczalnego.

Blok 5 realizuje powrót do jeszcze nie sprawdzonych wariantów rozwiązań. Przeglądając S z prawa w lewo algorytm znajduje pierwszą nie podkreśloną zmienną x, zmienia jej wartość z 1 na 0, podkreśla natomiast wszystkie zmienne, stojące z prawa od x wracając do F. Przy takim sposobie organizacji powrotu każde z rozwiązań częściowych nie może być otrzymane więcej niż jeden raz. Jeżeli brak jest niepodkreślonych zmiennych, to S_{min} - rozwiązanie optymalne.

W zadaniach kombinatorycznych mających znaczenie dla praktyki ilość zmiennych jest rzędu $10^3 - 10^4$. Zaprezentowany algorytm pozwala rozwiązywać tak duże zadania w przypadku spełnienia następujących warunków:

- zmienne w zadaniu są "silnie związane" nałożonymi na nich ograniczeniami: ilość zmiennych zależnych wielokrotnie przewyższa ilość zmiennych ustalonych w bloku 1; w wyniku tego ilość kroków, potrzebnych dla otrzymania rozwiązania dopuszczalnego, nie jest duża,
- dobrano tak szczęśliwie regułę wyboru, że pierwsze dopuszczalne rozwiązanie nie-dużo różni się od rozwiązania optymalnego,
- znaleziono efektywny sposób obliczania dolnego oszacowania; pozwala to na dostatecznie wczesne odrzucanie kierunków poszukiwań nie prowadzących do rozwiązania optymalnego.

4. Algorytm harmonogramowania rozlewania stali

Wprowadzimy zmienne $x_{ijkr}(i = \overline{1,I_j},\ j = \overline{1,J},\ k = \overline{1,K},\ r = \overline{1,R})$ przyjmujące wartość 1, jeżeli wytop o numerze k i własnościach r jest rozlany w kolejności rozlewania i przy pomoście j, natomiast 0 w przeciwnym przypadku.

Przyjęto następujące oznaczenia:

t^r_{ij} - czas zakończenia rozlewania (wytopu o numerze kolejności rozlewania i przy pomoście j),

t^w_{ij} - czas zakończenia krystalizacji wstępnej,

t^k_{ij} - czas zakończenia krystalizacji właściwej równy czasowi gotowości do rozbrajania.

Jeżeli $x_{ijkr} = 1$ to $t^r_{ij} = t_k + T^r(r)$, $t^w_{ij} = t^r_{ij} + T^w(r)$, $t^k_{ij} = t^w_{ij} + T^k(r)$.

Opracowanie algorytmu rozwiązywania zadanej klasy zadań optymalizacji kombinatorycznej - w szczególności i zadania obliczania harmonogramu rozlewania stali - przy zastosowaniu ogólnej struktury z rys. 2 wymaga określenia:

1. funkcji celu $Q(x_1,\ldots,x_n)$ oraz procedury obliczania zmiennych zależnych,
2. reguły wyboru,
3. sposobu obliczania dolnego oszacowania $\underline{Q}(S)$.

ad 1. $Q = \max L_j,\ j = \overline{1,J}$

przy czym $L_j = \max t^k_{ij} - \min t^k_{ij},\ i = \overline{1,I_j}$, jest maksymalną wartością różnicy czasu gotowości do rozbrajania wytopów odlanych przy pomoście j.

Jeżeli została ustalona zmienna $x_{ijkr} = 1$, to następujące zmienne mają wartość zero i są zmiennymi zależnymi: $x_{ijkl} - l = \overline{1,R} \wedge l \neq r$; $x_{ijlr} - l = \overline{1,K} \wedge l \neq k$; $x_{ilkr} - l = \overline{1,J} \wedge l \neq j$; $x_{ljkr} - l = \overline{1,I_j} \wedge l \neq i$ oraz $x_{i+1,j,l,r} - r = \overline{1,R} \wedge l$ dla których $t_l < t^r_{ij}$. Ostatni zbiór zmiennych zależnych jest określony przez ograniczenie 1.

ad 2. Wybór zmiennej x_{ijkr} wykonywany jest poprzez wybór indeksów i,j,k,r w blokach 6 i 1 w sposób zapewniający spełnienie założonych ograniczeń. Usytuowanie bloku 6 na rys. 2 jest zaznaczone linią przerywaną. W bloku 6 dla $i = 1$ oraz $j = \overline{1,J}$ wybiera się takie r, które maksymalizuje sumę $T^r(r) + T^w(r) + T^k(r)$, natomiast k minimalizuje wartość różnicy $t_k - T^o_j$ przy warunku: $t_k \geqslant T^o_j$.

Oznaczmy przez i^* ustalone już indeksy i. Dla każdego $j = \overline{1,J}$ blok 1 wybierając indeksy zmiennych realizuje lokalną optymalizację: $\min_r \max_{i^*} \left| t^k_{i^*j} - t^k_{ij} \right|$, przy czym $i = \max i^* + 1 \leqslant I_j$,

$r = \overline{1,R}$; k nie jest ustalone $\wedge$ k minimalizuje wartość różnicy $t_k - t^r_{ij} \wedge t_k \geqslant t^r_{ij}$.

ad 3. $\underline{Q} = \max \underline{L}_j$, $j = \overline{1,J}$

przy czym $\underline{L}_j = \max \left[\max_{i*} t^k_{i*j},\ t_k + \max_{r\in A}\left(T^r(r) + T^w(r) + T^k(r)\right)\right] -$

$- \min\left[\min_{i*} t^k_{i*j},\ t_k + \min_{r\in A}\left(T^r(r) + T^w(r) + T^k(r)\right)\right]$, gdzie A - zbiór indeksów własności wytopów, których harmonogram nie został jeszcze ustalony; k nie jest ustalone, $\wedge$ k minimalizuje wartość różnicy $t_k - t^r_{\max i*,j} \wedge t_k \geqslant t^r_{\max i*,j}$.

5. Uwagi końcowe

Indeksy i określają kolejność rozlewania wytopów przy każdym pomoście. Czas gotowości do rozbrajania wytopu rozlanego w kolejności i przy pomoście j wynosi t^k_{ij}. Wskazane jest, ażeby wytopy w zestawie transportowym były ustawione według wzrastającej wartości czasu gotowości do rozbrajania - wcześniej rozbrajany jest wytop o mniejszej wartości czasu t^k_{ij} . Zadanie to rozwiązuje się przyporządkowując wskaźnikom i odpowiednie pozycje przy pomoście rozlewniczym oraz ustawiając przy nich wlewnice wymaganego typu.

W przypadku, gdy nie jest możliwe znalezienie dopuszczalnego rozwiązania ze względu na ograniczenie 2, należy zwolnić potrzebny pomost z zestawu rozlanego w poprzednim cyklu przed upływem czasu $\min t^k_{ij}$, $i = \overline{1,I_j}$. Najwcześniej transport zestawu z pomostu j może nastąpić w chwili $\max t^w_{ij}$, $i = \overline{1,I_j}$. Czas trwania cyklu rozlewania dla przykładu przedstawionego na rys. 1 przy pracy dwóch konwertorów o średnim czasie cyklu wytopu 45 minut wynosi $K \cdot 45/2 \cdot 60 = 6$ godzin. Ilość zmiennych w zadaniu równa się $K \cdot K \cdot R = 1404$. Przy tak dużej liczbie zmiennych czas trwania obliczeń w sposób istotny uzależniony jest od zastosowanej reguły wyboru. Poszukiwania w tym kierunku są kontynuowane.

LITERATURA

[1] Czernjawskij A.L.: Metod niejawnogo pierebora i jego primienienije dla reszenija kombinatornych zadacz. Problemy rasszrienija wozmożnostiej awtomatow. Sbornik trudow Instituta Problem Uprawlenija, wyp. 1, Moskwa 1971.

[2] Filipowicz B., Wala K.: Komputerowy system sterowania hutniczym ciągiem produkcyjnym. ZN Politechniki Śląskiej, Automatyka, z. 45, Gliwice 1978.

ГРАФИК ПРОЦЕССА РАЗЛИВКИ СТАЛИ

Р е з ю м е

В работе представлена модель процесса разливки стали на металлургическим комбинате и алгоритм расчета оптимального графика разливки. В алгоритме используется метод ветвей и границ.

THE STEEL POURING PROCESS SCHEDULING

S u m m a r y

In the paper a model of the process of steel pouring in a metallurgical plant and an algorithm of computation of the optimum pouring schedule is presented. The algorithm is based on the branch and bound method.