

ground and the dust system condition. It also consumes less power per unit weight of the material being ground.

References

1. Levit, G. (1991). *Production of dust at heat power stations*, Energoatomizdat, ISBN 5-283-00151-2, Moscow.
2. Romadin, V. (1953). *Production of dust*, Gosenergoizdat, Moscow.
3. Formusatin, V. (2008). Improving dust-system's performance with BTM, *Available from: <http://dustsystem.narod.ru>* Accessed: 2010-09-15.
4. Pistun, Ye., Zahrai, V. & Skobalo, A. (2002). Automatic control and optimization of ball mills, *Proceedings of VIII Forum of Power Engineers*, Technical University of Opole, May 29-31, 2002, ISBN 83-88492-04-7, Kabza, Z. (Ed.), pp. 575-581, Publ.House of Tech. Univ. of Opole, Opole (Poland).

*Рекомендовано до публікації д.т.н. Ткачовим В.В.
Надійшла до редакції 19.05.11*

УДК 622.232

© П.С. Познанский

МОДЕЛЬ СИСТЕМЫ УПРАВЛЕНИЯ ОЧИСТНЫМ КОМПЛЕКСОМ, ОСНОВАННАЯ НА СЕТИ ПЕТРИ

В статье рассматривается возможность применения аппарата сетей Петри при моделировании системы управления оборудованием очистного комплекса, основанная на методе логического синтеза поведенческой модели.

В статті розглянуто можливість застосування апарату сіток Петрі при моделюванні системи управління устаткуванням очисного комплексу, що заснована на методі логічного синтезу поведінкової моделі.

The article discusses the possibility of the use of Petri nets in the modeling of the system of management of equipment of coal-mining complex based on the method of logic synthesis of a behavioral model.

Вступление. Методы реализации сетей Петри можно разбить на два класса: программное обеспечение и аппаратная реализация. Реализация сети Петри в программном обеспечении представляет собой оценку сети с использованием программы на компьютере. Это получило широкое применение при моделировании и представлении проблем оценки.

Возможность реконфигурации во время выполнения позволяет использовать приемлемые алгоритмы, которые позволяют сократить время, необходимое для моделирования сети. Методы аппаратной реализации сетей Петри могут быть разделены на методы прямого преобразования и методы логического синтеза. Методы логического синтеза зачастую зависимы от проблемы использования состояния, потому что большинство современных систем обычно моделируются как параллельные. Методы прямого преобразования могут быть реализованы аппаратно.

В этой статье рассматривается возможность применения сетей Петри в системе управления оборудованием очистного комплекса, основанная на методе логического синтеза поведенческой модели.

Постановка задачи исследований. Для достижения поставленной цели необходимо:

- составить модель технологической схемы взаимодействия оборудования очистного забоя с использованием сетей Петри;
- выполнить анализ полученной модели с целью выявления ее качеств.

Изложение основного материала. Сеть Петри является абстрактным двудольным (т.е. имеет два типа вершин) биграфом, который описывается следующим сочетанием $PN = (P, T, I, O, M_0)$, где

$P = \{p_1, p_2, \dots, p_N\}$ - конечное, непустое множество позиций;

$T = \{t_1, t_2, \dots, t_I\}$ - конечное, непустое множество переходов;

$I : \{P \times T\} \rightarrow N$ - входная функция, которая определяет направленные дуги из позиций в переходы;

$O : \{P \times T\} \rightarrow N$ - выходная функция, которая определяет направленные дуги из переходов в позиции;

$M_0 : P \rightarrow N$ - начальная маркировка;

N - множество неотрицательных целых чисел.

При моделировании процессов принятия решений с помощью сети Петри [1, 2] ее позиции интерпретируют собой некоторые условия, состояния, значения переменных и т.д. Переходы интерпретируют собой логические предложения (принятие решений), соответствующие выполнению действий, при этом входные позиции – условия выполнения действий, выходные позиции – результат выполнения действий. Действие (переход) связано с принятием какого-либо решения, которое инициировано определенными условиями и результатом которого является новое состояние (условие).

Роль указателей мощности потоков выполняют метки. Формально метка – это знак выполнения соответствующего условия.

Таким образом, если осуществить начальную маркировку сети Петри, то использованием формальных правил можно описать логику работы системы и произвести анализ ее работоспособности. Переходы меток описываются графом достижимости, у которого каждой вершине соответствует определенная маркировка, а каждой дуге – переход, который срабатывает при данной маркировке.

Таким образом, граф достижимости представляется как

$$GD = (V, E)$$

где V – массив вершин (маркировок, соответствующих вершинам):

$$V = \{M_1, M_2, \dots, M_q\}$$

M_i – i -я маркировка;

q – количество маркировок;

$E = \{e_1, e_2, \dots, e_p\}$ – массив дуг, связывающих вершины (p – количество дуг).

С помощью графа достижимости могут быть определены свойства сетей Петри и, в конечном счете, моделируемой системы. К ним относятся:

- живость (отсутствие тупиковых состояний);
- ограниченность (сеть ограничена, если символ « ω » не входит ни в одну вершину графа);
- безопасность (сеть безопасна, если в метки вершин входят только «0» и «1») – физическая безопасность означает отсутствие зацикливаний;
- правильность (если сеть безопасная и живая, то она правильная);
- обратимость (сеть обратима, если в графе имеется хотя бы одна дуга, направленная к начальной маркировке M_0);
- пассивность переходов (переход t_i пассивен, если он не соответствует ни одной дуге графа);
- число возможных состояний N_c ;

Сеть Петри называется k -ограниченной, если в любом состоянии в любой позиции скапливается не более k фишек.

Любая система должна представляться правильной сетью.

При компьютерном синтезе системы управления от уровня сети Петри до уровня логической конструкции возникает вопрос адаптации модели сети Петри к модели ее аппаратной реализации. Модель системы управления рассматривается как множество выполняющих работу элементов с направленным потоком данных между ними. Соответствующая модель сети Петри содержит два типа элементарных процессоров P_i и T_j . Дуги, соединяющие их, представляют собой направленные потоки данных. Дуга из P_i в T_j обозначается как $P_i \mapsto T_j$, а дуга из T_j в P_i как $T_j \mapsto P_i$. При аппаратной реализации модели СП, потоки данных находятся в зависимости от топологии сети.

Аппаратная сеть Петри (HPN) – это объединение элементарных процессоров и потоков данных [4]

$$HPN = T \cup P \cup A^+ \cup A^- \cup A^S \cup A^T \cup A^I \cup P^{In} \cup P^{Out}$$

где $T = \{T_1, T_2, \dots, T_I\}$, $T \neq \emptyset$ - множество переходов элементарных процессоров;

$P = \{P_1, P_2, \dots, P_N\}$, $P \neq \emptyset$ - множество позиций элементарных процессоров;

$A^+ = \{A_i^+, i = \overline{1, N}\}$, $A^+ \neq \emptyset$ - множество дуг $T_j \mapsto P_i$, которое представляет собой состояние, когда число меток в позиции увеличивается, которое определяется, как:

$$A_i^+ = \begin{cases} a_{ji}^+ = 1 | T_j \mapsto P_i & i = \overline{1, N}, j = \overline{1, L} \\ a_{ji}^+ = 0, otherwise \end{cases}$$

$A^- = \{A_i^-, i = \overline{1, N}\}$, $A^- \neq \emptyset$ - множество дуг $T_j \mapsto P_i$, которое представляет собой состояние, когда число меток в позиции уменьшается, которое определяется, как:

$$A_i^- = \begin{cases} a_{ji}^- = 1 | T_j \mapsto P_i & i = \overline{1, N}, j = \overline{1, L} \\ a_{ji}^- = 0, otherwise & \end{cases}$$

$A^S = \{A_j^S, j = \overline{1, L}\}$, $A^S \neq 0$ - множество дуг состояния $P_i \mapsto T_j$, которое определяет состояние доступных срабатываний перехода T_j , отнесенное к маркировке позиции P_i , с которой соединена дуга. Это множество определяется, как показано ниже:

$$A_j^S = \begin{cases} a_{ji}^S = 1 | P_i \mapsto T_j & i = \overline{1, N}, j = \overline{1, L} \\ a_{ji}^S = 0, otherwise & \end{cases}$$

Дуги состояния соединяют входные позиции с переходами и имеют возможность определить наличие метки в позиции. Наличие дуги состояния, соединяющей входную позицию с переходом, означает что переход доступен только в том случае, если в входной позиции имеется метка. Срабатывание перехода меняет маркировку позиции, которая соединена разрешающей дугой.

$A^T = \{A_j^T, j = \overline{1, L}\}$, $A^T \neq 0$ - множество тестовых дуг, которое имеет такие же функции, как и множество дуг состояния, но срабатывание не меняет маркировку в позиции, соединенной тестовой дугой.

$$A_j^T = \begin{cases} a_{ji}^T = 1 | P_i \mapsto T_j & i = \overline{1, N}, j = \overline{1, L} \\ a_{ji}^T = 0, otherwise & \end{cases}$$

$A^I = \{A_j^I, j = \overline{1, L}\}$, $A^I \neq 0$ - множество ингибиторных дуг, которое обеспечивает функцию разрешения, когда позиции не содержат меток. Оно определяется, как показано ниже:

$$A_j^I = \begin{cases} a_{ji}^I = 1 | P_i \mapsto T_j & i = \overline{1, N}, j = \overline{1, L} \\ a_{ji}^I = 0, otherwise & \end{cases}$$

Ингибиторные дуги соединяют входные позиции с переходами и имеют возможность тестирования отсутствия меток в позиции. Наличие ингибиторной дуги, соединяющей входную позицию с переходом, означает, что переход разрешен, если во входной позиции нет меток. Срабатывание перехода не меняет маркировку позиции, с которой соединена ингибиторная дуга.

$P^{In} = \{P_j^{In}, j = \overline{1, L^{In}}\}$, $P^{In} \notin P$ - множество элементарных процессоров P_j , которое представляет входные сигналы.

$P^{Out} = \{P_j^{Out}, j = \overline{1, L^{In}}\}$, $P^{Out} \notin P$ - множество элементарных процессоров P_j , которое представляет выходные сигналы.

Элементарный процессор T подготавливает данные о выполнении операции. После анализа глобального состояния $S^k = \{(m_i, P_i), \forall i = \overline{1, I}\}$ на шаге k обработки информации формируются условия выполнения шага $k + 1$.

Поведение элементарного процессора может быть описано следующим образом: если в каждой входной позиции перехода T есть метка, то выполняется условие срабатывания перехода T . В этом случае метки перемещаются из всех входных позиций во все выходные.

Элементарный процессор P выполняет оценку состояния и отражает операцию инкремента или декремента числа меток. Операция инкремент выполняется, когда один из входных переходов элементарного процессора P срабатывает. Операция декремент выполняется, когда один из выходных переходов элементарного процессора P срабатывает. Число меток в позиции P на шаге $k + 1$, обозначаемое как m_i^{k+1} , меняется в соответствии с правилами:

$$m_i^{k+1} = \begin{cases} m_i^k + 1 \mid \sum_{j=1}^{L_i^+} (A_{ij}^+) = 1, \forall m_i^k < m_i^{max} \\ m_i^k - 1 \mid \sum_{j=1}^{L_i^-} (A_{ij}^-) = 1, \forall m_i^k > 0 \\ m_i^k \mid \sum_{j=1}^{L_i^+} (A_{ij}^+) = 0 \ \& \ \sum_{j=1}^{L_i^-} (A_{ij}^-) = 0 \\ m_i^k \mid \sum_{j=1}^{L_i^+} (A_{ij}^+) = 1 \ \& \ \sum_{j=1}^{L_i^-} (A_{ij}^-) = 1 \end{cases}, \quad i = \overline{1, N}$$

Где m_i^k - число меток в P_i на шаге k обработки информации, L_i^+ и L_i^- - суммарное число инкрементных и декрементных дуг в позицию P_i , $(m_i^{max} \forall i = \overline{1, N}) \notin M^{max}$ представляет собой максимальное число меток, которые могут находиться в P_i . Наилучшим вариантом реализации позиции является применение счетчика с логическим комбинаторным входом. В задачах моделирования сетей Петри очень важно знать точное количество меток в позиции. Когда модель аппаратной сети Петри работает, как управляющая система, является достаточным проверять наличие или отсутствие меток в позиции.

Модель выполнения работ по выемке угля. Очистная выемка характеризуется высокой цикличностью. Процессы и операции выемочного цикла можно отобразить как смену дискретных состояний во времени при выполнении некоторых условий. Следовательно, этот процесс можно представить сетью Петри. В качестве примера рассмотрим технологическую схему, представленную на рис. 1.

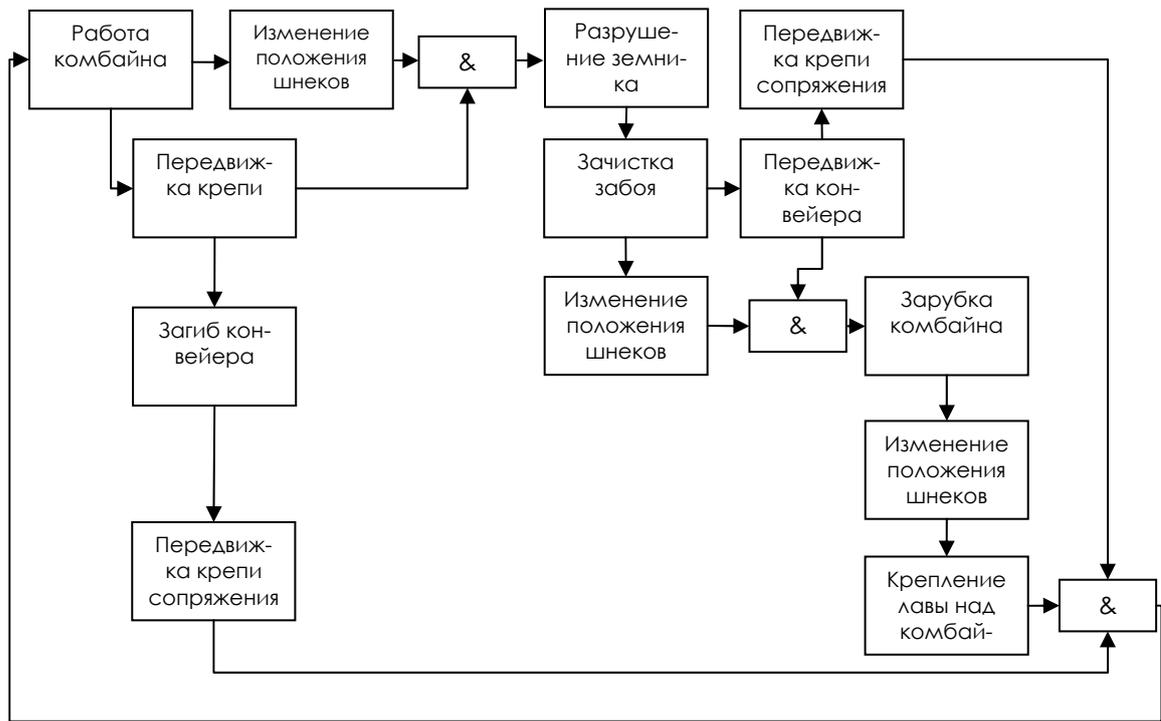


Рис. 1. Технологическая схема

Очистные работы в длинном забое можно рассматривать как большую систему. Основой больших систем является принцип агрегатизации - переход от проектирования жёсткой структуры к набору автономных функциональных блоков, из которых komponуются системы произвольной структуры. Учитывая всё многообразие технологических схем, можно построить общую модель из универсальных типовых модулей, отображающих перечисленные процессы. Причём должны быть учтены условия последовательности и совмещения во времени ряда операций.

Технологическая схема, представленная на рисунке 1 описывает одностороннюю работу комбайна с самозарубкой косым заездом, последовательной передвижкой секций крепи и двумя секциями крепи сопряжения [3].

Эквивалентная схема, выполненная при помощи сети Петри, представлена на рисунке 2.

Полученная модель имитирует последовательность выполнения операций в очистном забое и может быть представлена, как сетевой контроллер для управления оборудованием очистного забоя.

Для анализа полученной сети будем использовать программу Pipe 2.5, которая позволяет проводить полный анализ сетей Петри.

Граф достижимости полученной сети показал следующие свойства:

Сеть живая. Означает отсутствие тупиковых состояний системы, другими словами в модели нет такого перехода, который не может быть запущен. Отсутствие тупика в модели означает, что все условия и события модели согласованы и взаимосвязаны. Если система моделируется живой сетью, то в системе отсутствуют состояния, после которых дальнейшие действия невозможны.

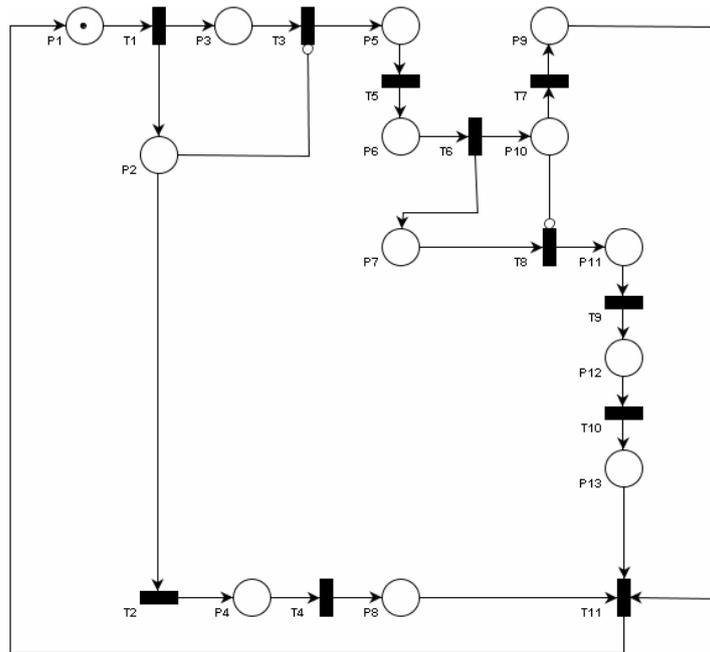


Рис. 2. Технологическая схема, выполненная с использованием сети Петри

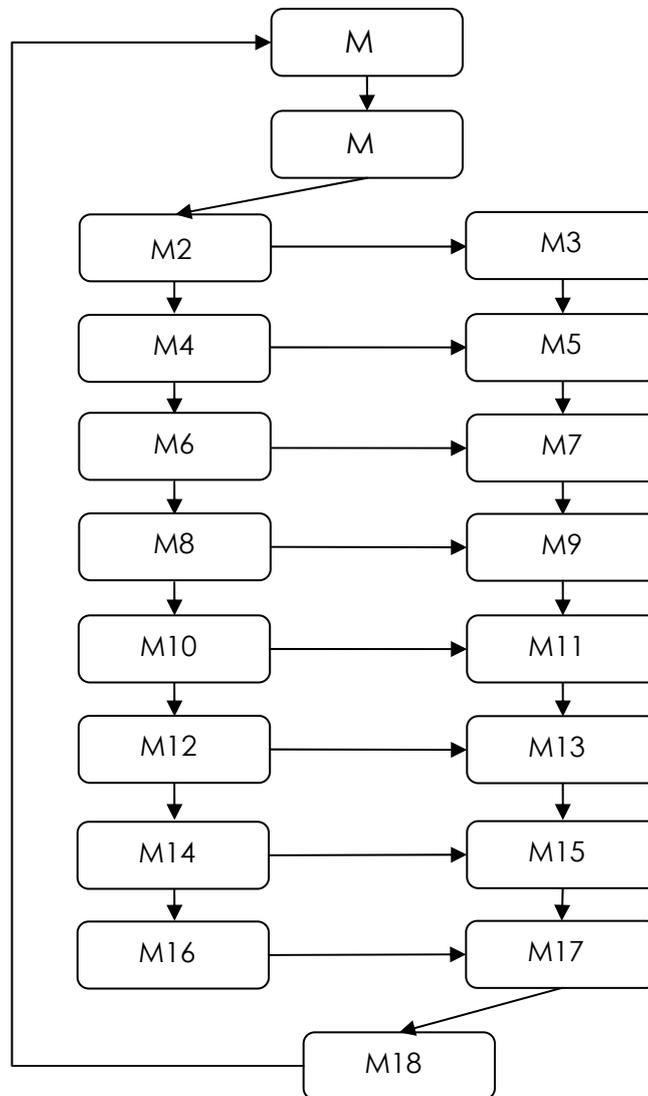


Рис. 3. Граф достижимости полученной модели

Таблица достижимости маркировок сети Петри

	P1	P2	P3	P4	P5	P6	P7	P8	P9	P10	P11	P12	P13
S0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
S1	0	0	0	0	0	1	1	0	0	0	0	0	0
S2	0	0	0	0	0	0	1	0	1	0	0	0	0
S3	0	0	0	0	0	0	1	0	0	1	0	0	0
S4	0	0	0	0	0	0	0	1	1	0	0	0	0
S5	0	0	0	0	0	0	0	1	0	1	0	0	0
S6	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	1	0	0
S7	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	0	0
S8	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	1	1
S9	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	1	1
S10	0	1	0	0	0	0	0	0	1	0	0	1	0
S11	0	1	0	0	0	0	0	0	0	1	0	1	0
S12	0	1	1	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0
S13	0	1	1	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0
S14	0	1	0	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0
S15	0	1	0	1	0	0	0	0	0	1	0	0	0
S16	0	1	0	0	1	0	0	0	1	0	0	0	0
S17	0	1	0	0	1	0	0	0	0	1	0	0	0
S18	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1

Отсутствие живости означает либо избыточность аппаратуры в проектируемой системе, либо свидетельствует о возможности возникновения зацикливаний, тупиков, блокировок.

Сеть ограниченная. Под ограниченностью понимают свойство сети не допускать превышения количества фишек в конкретной или произвольной позиции некоторого фиксированного числа.

Сеть ограничена, если символ « ∞ » не входит ни в одну вершину графа. В нашем случае сеть 1-ограниченна.

Сеть безопасная. Сеть безопасна, если в метки вершин входят только «0» и «1». Условие, будучи логическим высказыванием, либо истинно (представляется меткой в позиции) либо ложно (представляется отсутствием метки). Таким образом, если интерпретировать сети, как условия и события, маркировка каждой позиции должна быть безопасной. Физически безопасность означает отсутствие зацикливаний;

Сеть правильная. Если сеть безопасная и живая, то она правильная;

Сеть обратимая. Сеть обратима, если в графе имеется хотя бы одна дуга, направленная к начальной маркировке M_0 .

Заключение. В данной статье рассмотрен подход применения сети Петри при конструировании системы управления оборудованием очистного забоя. Применение сетей Петри позволяет совместно выполнять различные задания,

такі як, к прикладу, синтез, виконання перевірки і оцінки продуктивності в межах єдиної структури моделювання. Основні якості моделі (досягнучість, живучість, оборотність) аналізується з використанням програмного забезпечення Ріре 2.5. Апаратна реалізація мереж Петри може бути виконана на мікросхемах ПЛІС (програмуємі логічні інтегральні схеми). Перевага ПЛІС-технології складає в тому, що структура зв'язей, властива опису мережі Петри, може бути гнучко зображена в структурі ПЛІС [4]. Цей метод може бути застосований для синтезу регулятора системи управління очисним забоем.

Список літератури

1. Лескін А.А., Мальцев П.А., Спиридонов А.М. Мережі Петри в моделюванні і управлінні. - Л.: Наука, 1989. -133 с.
2. Котов В.Е. Мережі Петри. – М.: Наука. Головна редакція фізико-математическої літератури, 1984. – 160 с.
3. Технологічні схеми очисних і підготовчих робіт на вугільних шахтах. Міністерство вугільної промисловості СРСР. – М.: Недра, 1978. – 288с.
4. V. Sudacevschi, V. Ababii Control system Design based on Petri nets // Науковий вісник Чернівецького університету 2008. Випуск 423. Фізика. Електроніка. стр 60-66

*Рекомендовано до публікації д.т.н. Ткачовим В.В.
Надійшла до редакції 19.05.11*

УДК 65.011.56:622.7.05

© В.В. Тронь

ОБҐРУНТУВАННЯ МЕТОДУ АДАПТИВНОГО КЕРУВАННЯ БУНКЕРНИМ ЖИВЛЕННЯМ КОМПЛЕКСУ ПАРАЛЕЛЬНИХ ТЕХНОЛОГІЧНИХ ЛІНІЙ РУДОЗБАГАЧУВАЛЬНОЇ ФАБРИКИ

Наведено результати дослідження системи керування бункерним живленням комплексу паралельних технологічних ліній РЗФ на основі багатокритеріальної оптимізації і обґрунтовано можливість адаптивного керування даним процесом шляхом корегування коефіцієнтів відносної важливості частинних критеріїв.

Приведены результаты исследования системы управления бункерным питанием комплекса паралельных технологических линий РЗФ на основе многокритериальной оптимизации и обоснована возможность адаптивного управления данным процессом путем корректирования коэффициентов относительной важности частных критериев.

Results of researches of parallel technological lines hopper-supply process control system based on multicriteria optimization were showed. Way of adaptive control by tuning relative importance coefficient of partial criteria was proposed.

Вступ. Рівень економіки України багато в чому обумовлюється рівнем розвитку підприємств гірничо-металургійного комплексу. Продукція українських гірничо-збагачувальних комбінатів і металургійних підприємств становить майже третину доходів вітчизняного експорту. Разом з тим за останні десятиліття якість залізородної сировини має негативну динаміку. У зв'язку з цим