МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ УКРАЇНИ
НАЦІОНАЛЬНИЙ ТЕХНІЧНИЙ УНІВЕРСИТЕТ УКРАЇНИ
"КИЇВСЬКИЙ ПОЛІТЕХНІЧНИЙ ІНСТИТУТ"

На правах рукопису

ВАН ІНХУЕЙН
(Китайська народна республіка)

УДК 519.854.2

РОЗРОБКА ТА ДОСЛІДЖЕННЯ МАТЕМАТИЧНОГО ЗАБЕЗПЕЧЕННЯ АВТОМАТИЗОВАНИХ СИСТЕМ УПРАВЛІННЯ ДИСКРЕТНИМ ВИРОБНИЦТВОМ

05.13.~~06~~04 – автоматизовані системи управління та прогресивні інформаційні технології

АВТОРЕФЕРАТ

дисертації на здобуття вченого ступеня
кандидата технічних наук

Київ 1997

Дисертацією є рукопис.

Роботу виконано на кафедрі Автоматизованих систем обробки інформації та управління Національного Технічного Університету України "Київський політехнічний інститут".

Науковий керівник :
Доктор технічних наук, професор **Павлов Олександр Анатолійович**, Національний Технічний Університет України "Київський політехнічний інститут", декан факультету іформатики та обчислювальної техніки.

Офіційні опоненти :
Доктор технічних наук, професор **Михайленко Віктор Мефодійович** Київський державний технічний університет будівництва і архітектури, завідуючий кафедрою прикладної математики.

Кандидат технічних наук **Новинський Валерій Петрович**, начальник відділу автоматизованих систем управління Відкритого акціонерного товариства "Фармак".

Провідна Установа : Кафедра системотехніки Харківського технічного універсистету радіоелектроніки

Захист відбудеться " ***29" грудня 1997 р***. о ***15^{00}*** годині на засіданні спеціалізованої ради Д 26.002.03 при Національному Технічному Університеті України "Київський політехнічний інститут" за адресою: 252056, м. Київ-56, пр. Перемоги, 37, корп. 14, ауд. 56.

З дисертацією можна ознайомитися у бібліотеці НТУУ "КПІ".

Автореферат розісланий "___" ________ 1997 р.

Вчений секретар спеціалізованої
вченої ради Д 26.002.03
доктор технічних наук І.І.Коваленко

ЗАГАЛЬНА ХАРАКТЕРИСТИКА РОБОТИ

Актуальність роботи. Дисертаційна робота спрямована на вирішення актуальних питань, пов'язаних з розробкою високоефективних методів розв'язання задач календарного планування. Існуючий науковий та технічний рівень розробок по плануванню та управлінню функціюванням підприємств недостатні для їх ефективного використання. Математичні моделі планування та управління виробництвом належать до класу важкорозв'язуваних задач комбінаторної оптимізації, точне рішення яких традиційними методами неможливе у зв'язку з великою розмірністю. Для забезпечення ефективності функціювання виробництв в умовах ринку необхідно розробити нові високоефективні методи розв'язання задач календарного планування, оперативного управління та створити наближені рішення, що дозволить враховувати динаміку функціювання виробництв та різноманітність виробничих зв'язків. Таким чином, проблема створення ефективних універсальних алгоритмів для оперативного планування та управління дискретним виробництвом на сьогодні залишається актуальною.

Метою роботи є дослідження відомих алгоритмів рішення важкорозв'язуваних задач комбінаторної оптимізації та розробка ефективного наближеного алгоритму для важкорозв'язуваної задачі "Мінімізація сумарного зваженого моменту закінчення робіт, коли відношення порядку задано орієнтованим ациклічним графом", які покладено в основу алгоритмічного забезпечення автоматизованої системи оперативного планування і управління дрібносерійним виробництвом загального типу.

Основні завдання,які забезпечують досягнення мети,полягають у наступному:

– розробка поліноміального наближеного алгоритму для задачі "Мінімізація сумарного зваженого моменту закінчення робіт, коли відношення порядку задано орієнтованим ациклічним графом" (МЗМ);

– розробка пакету прикладних програм для забезпечення проведення статистичних досліджень двох алгоритмів та розв'язання оптимізаційних задач великої розмірності;

– проведення статистичних досліджень та одержання результатів аналізу ефективності поліноміальної складової ПДС-алгоритму для задачі "Мінімізація сумарного зваженого моменту закінчення робіт, коли відношення порядку задано орієнтованим ациклічним графом" (МЗМ);

– проведення статистичних досліджень та одержання результатів аналізу ефективності поліноміального наближеного алгоритму для задачі "Мінімізація штрафу при виконанні незалежних завдань з загальним директивним строком паралельними ідентичними приладами".

Методи дослідження. Теорія розкладів, теорія алгоритмів, дискретна оптимізація, математична статистика.

Наукова новизна роботи полягає у тому, що:

– розроблено поліноміальний наближений алгоритм для задачі "Мінімізація сумарного зваженого моменту закінчення робіт, коли відношення порядку задано орієнтованим ациклічним графом" (МЗМ);

– проведені статистичні дослідження та отримані результати аналізу ефективності поліноміальної складавої ПДС-алгоритму для задачі "Мінімізація сумарного зваженого моменту закінчення робіт, коли відношення порядку задано орієнтованим ациклічним графом" (МЗМ);

– проведені статистичні дослідження та отримані результати аналізу ефективності поліноміального наближеного алгоритму для задачі "Мінімізація штрафу при виконанні незалежних завдань з загальним директивним строком паралельними ідентичними приладами".

Практична цінність та реалізація результатів роботи. Результати, які отримано у дисертаційній роботі, є практично цінними, оскільки вони дозволяють більш ефективно розв'язувати актуальні питання, повязані з календарним плануванням та оперативним управлінням дискретними виробництвами дрібносерійного типу в умовах ринку. Існуючий науковий та технічний рівень розробок по плануванню та управлінню функціюванням підприємств недостатні для їх використання у сучасних умовах. Розроблені у дисертаційній роботі нові високоефективні методи розв'язання задач календарного планування дозволяють враховувати динаміку функціювання виробництв та різноманітність виробничих зв'язків і забезпечити ефективність функціювання виробництв в умовах ринку. Результати роботи використані при створенні трирівневої системи планування та управління функціюванням дискретними виробництвами дрібносерійнного типу.

Особистий внесок здобувача. Прийняла участь у розробці теоретичного і експериментального обгрунтування наближеного алгоритму для розв'язання задачі МЗМ. Створила програмне забезпечення, проведені статистичні дослідження, сформульовані рекомендації по використанню задачі МЗМ і задачі МШДП у трирівневій системі планування і управління дрібносерійним дискретним виробництвом.

Апробація роботи. Основні положення дисертаційної роботи доповідались і обговорювались на міжнародній науково–практичній конференції "Управління великими системами". Москва, 1997 і на наукових семінарах кафедри АСОІУ НТУУ "КПІ".

Публікації. По темі дисертаційної роботи опубліковано 11 друкованих робіт.

Структура та об'єм роботи. Дисертація складається з вступу, 4 розділів, висновків, списку літератури і додатків. Загальний обсяг роботи 147 сторінок машинописного тексту, в тому числі 12 малюнків, 9 таблиць, бібліографія 83 роботи.

ЗМІСТ РОБОТИ

У вступі обгрунтовано актуальність теми дисертації. Поставлена у загальній формі мета роботи і основні задачі дослідження. Наведено структуру та короткий зміст роботи за розділами. Подана загальна характеристика роботи.

У першому розділі проводится загальний критичний огляд по питанням планування дискретного виробництва і методам розв'язання задач календарного планування, наведено і обгрунтовано трирівневу модель автоматизованої системи управління дрібносерійним дискретним виробництвом, ефективність якої можно підвищити виконанням поставленої мети дисертаційної роботи.

Технологія,що бурхливо развивається,та характеристики сучасного виробництва поставили перед спеціалістами у області управління нові задачі. Традиційні методи планування та управління виробництвом вже не можуть забезпечити ефективного функціювання виробничих комплексів в умовах рынку. Вимагається разробка нових методів планування, що дозволяє враховувати динаміку функціювання підприємств з дискретним типом виробництва в умовах ринку.

Необхідність чисельного рішення важкорозв'язуваних задач календарного планування призвела до неминучості розробки ефективних наближених алгоритмів. Метою таких алгоритмів є отримання не стільки оптимальних календарних планів, скільки гарантованих у близкості до оптимальних. Таким чином, наближені алгоритми характеризуються оцінкою, яка гарантує, що люба розв'язувана з його допомогою індивідуальна задача не відрізняється по значенню критерія від оптимального розв'язання даної індивідуальної задачі більше, ніж на фіксовану константу.

Наведено огляд за новим підходом до рішення важкорозв'язуваних задач комбінаторної оптимізації (розробленим проф.Павловим та його учнями): ПДС-алгоритми. ПДС–алгоритм визначено як алгоритм, що містить поліноміальний і експоненціальний з декомпозиційною складовою під алгоритми. Якщо у процесі рішення довільної індивідуальної важкорозв'язуваної задачі виконуються доступні для перевірки і строго визначені для поліноміального підалгоритму логіко-аналітичні умови, то дана індивідуальна задача розв'язується цим підалгоритмом точно. Декомпозиційна складова експоненціального підалгоритму включає логіко-аналітичні умови, при виконанні яких у процесі розв'язання довільної індивідуальної задачі вона строго декомпозується на підзадачі меньшої розмірності. Оцінкою ефективності даного ПДС-алгоритму служить статистична значимість множини випадковим чином модульованих індивідуальних задач, розв'язуваних його поліноміальним підалгоритмом. Властивості ПДС-алгоритму також припускають існування задач, що зводяться до важкорозв'язуваних комбінаторних задач, для яких їх ПДС-алгоритм є ефективним алгоритмом їх рішення.

Наведено трирівневу модель автоматизованої системи планування і управління дрібносерійним дискретним виробництвом. Обгрунтовано, що задача верхнього рівня зводиться до задачі мінімізації сумарного зваженого моменту закінчення виконання завдань при відношенні порядку, що заданий ациклічним орієнтованим графом. Обгрунтовано, що задача нижнього рівня зводиться до задачі мінімізації штрафу при виконанні незалежних завдань з загальним директивним строком паралельними ідентичними приладами.

У другому розділі розглядається задача "Мінімізація сумарного зваженого моменту закінчення робіт, коли відношення порядку задано орієнтованим ациклічним графом" (МЗМ).

Частинно–впорядкована множина $J = (j_1, j_2, \ldots, j_n)$ завдань починаючи з моменту часу $d = 0$ обслуговується одним приладом. Для кожного завдання j відомі тривалості $l_j \geq 0$ його обслуговування і вага ω_j (довільне дійсне число). Завдання обслуговуються без переривань і не більше ніж по одному одночасно.

Необхідно знайти таку послідовність обслуговування завдань в якій сумарний зважений момент закінчення їх виконання є мінімальним:

$$F = \sum_{k=1}^{n} \omega_{j[k]} c_{j[k]} \to min, \qquad (1)$$

де $c_{j[k]}$ – момент завершення виконання завдання, що стоїть у припустимому розкладі на k–ій позиції; $c_{j[k]} = \sum_{s=1}^{k} l_{j[s]}$.

Ця задача є NP–важкою у сильному смислі і залишається такою, якщо всі тривалості або ваги дорівнюють одиниці. Вона є розв'язувана за поліноміальний час, якщо порядок є 'лісом' або послідовно–паралельним графом. Якщо замість умов передування ввести індивідуальні моменти надходження, то отримана задача буде NP–важкою у сильному смислі, навіть якщо всі ваги завдань дорівнюють одиниці.

ПДС–алгоритм побудови оптимального розкладу для задачі МЗМ є відомим [1]. Було показано, що якщо у процесі розв'язання довільної індивідуальної задачі МЗМ конструйовані множини максимального пріоритету мають структуру вкладених конструкцій, то алгоритм її точного розв'язання співпадає з запропонованим поліноміальним алгоритмом знаходження оптимального розв'язання задачі МЗМ з послідовно-паралельним графом частинного впорядкування робіт. Отже для таких задач принципово відсутня необхідність використання експоненціального перебору. Дійсно, у цьому випадку дуги орієнтованого графу частинного впорядкування, що виводять його з підкласу послідовно-паралельних є зайвими – допустима послідовність робіт визначилась дугами послідовно-паралельного підграфу і значеннями пріоритетів робіт. Т.ч. отримане допустиме розв'язання вихідної задачі виявляєтся оптимальним для послідовно-паралельного підграфу вихідного графу. Крім того, оцінкою ефективності ПДС-алгоритму служить його статистична значимість, тобто те, що при масовому моделюванні випадковим чином параметрів індивідуальних задач задачі МЗМ, статистично значимо вони належать до множини поліноміально розв'язуваних індивідуальних задач, визначеному поліноміальною складовою її ПДС-алгоритму. Тому є зміст провести статистичне дослідження ефективності поліноміальної складової ПДС–алгоритму, результати яких наведені у четвертому розділі.

Зміст поліноміальної складової ПДС–алгоритму: якщо на кожному k–ому кроці при розв'язанні конкретної задачі у процесі побудови p–впорядкованого розкладу зустрічаються у довільному порядку випадок алгоритму для послідовно–паралельного графу, випадок алгоритму для послідовно–паралельного графу з модифікацією визначення конструкції (рис.1) і випадок алгоритму з узагальненням поняття конструкції К для послідовно–паралельного графу (рис.2), то побудований розклад є оптимальним.

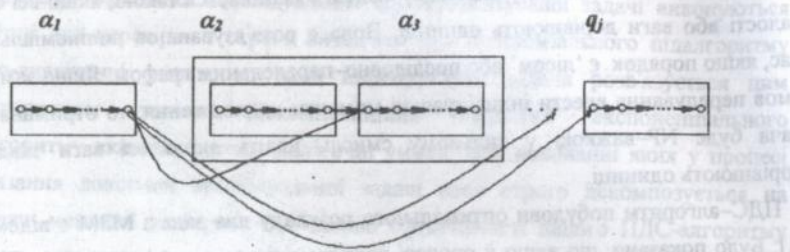

рис.1

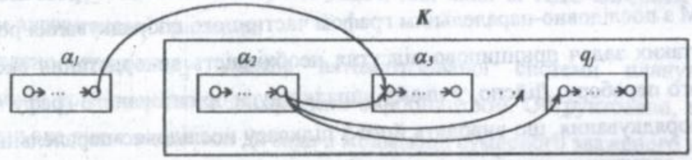

рис.2

Розроблено наближений алгоритм розв'язання задачі для випадку, коли за допомогою поліноміальної складової ПДС–алгоритму не можемо отримати оптимальний розв'язок. Схема розв'язання задачі є наступною: спочатку розв'язуємо кожну індивідуальну задачу поліноміальної складової ПДС–алгоритму, у випадку порушення виконання алгоритму запам'ятовується поточний стан і з наступного елементу знову застосовуємо той самий алгоритм і т.д., поки не проглянуто всі елементи вихідної послідовності завдань. Таким чином в результаті ми отримали послідовність p-впорядкованих робіт, для якої застосовується нижчеописаний наближений алгоритм.

Нехай послідовність робіт p–впорядкованого розкладу має вигляд:

$$\gamma_m, K_m, \ldots, \gamma_2, K_2, \gamma_1, K_1, K \qquad (2)$$

де K – конструкція (послідовно–паралельний підграф, що має визначену структуру і задовольняє умовам, що накладені на співвідношення пріоритетів її членів), $K = \beta, \alpha_1, \ldots, \alpha_n$;

$\gamma_m, \ldots, \gamma_2, \gamma_1$, – ланцюги, що передують конструкції K.

$K_m, \ldots, K_2, K_1$,– р–впорядковані множини робіт, які не передують конструкції K (у частинному випадку $K_i = 0$). Без обмеження загальності будемо вважати, що $\gamma_i \langle K_i$, отже $p(K_i) \geq p(\gamma_i)$.

1–ий крок. Накладаємо додаткове обмеження $\beta \langle \gamma_1$. Виконуємо ефективний перенос робіт γ_1, K_1. При цьому на ланцюгу γ_1 будується конструкція, що містить множину робіт $K(\gamma_1)$. Кожний раз запам'ятовуємо розклад перед виконанням погіршуючої перестановки, що викликана порушенням умов послідовно–паралельності. Після визначення положення робіт γ_1, K_1, порівнюємо отримані розклади по показнику якості і визначаємо кращий. Таким чином, ми отримали розклад:

$$\gamma_m, K_m, \ldots, \gamma_2, K_2, \beta, \alpha_{i_1}, \alpha_{i_2}, \ldots, \alpha_{i_S}, \gamma_1, \underbrace{\alpha_{i_{S+1}}, \ldots, \alpha_{i_{S+P}}}_{K(\gamma_1)}, \alpha_{i_{S+P+1}}, \ldots, \alpha_n, \quad (3)$$

де $K(\gamma_1)$ – конструкція, яка утворена на роботах, що пов'язані відношенням передування з ланцюгом γ_1.

Твердження 1. Останні $n-(s+p)$ положень у конструкції K не можуть займати роботи, які є зміщеними на більш пізні положення через введення додаткового відношення передування $\gamma_1 \langle \alpha_j$.

Твердження 2. Роботи множини K_1 або повністю входять у конструкцію $K(\gamma_1)$, або до неї не належать і встроюються у відповідності до свого пріоритету на положення, визначені ефективним переносом.

Доведення тверджень наведено у дисертації.

Позначимо кращий з розкладів (2) і (3) через Π_1.

2–ий крок. Накладаємо додаткове обмеження $\beta \langle \gamma_2$. Виконуємо ефективний перенос робіт γ_2, K_2 (аналогічно процедурі, що описана для γ_1, K_1). Якщо $\{\gamma_2, K_2\} \langle \{\gamma_1, \alpha_{i_{S+1}}, \ldots, \alpha_{i_{S+P}}\}$, то пошук положення для γ_1, K_1 також продовжиться, поки ці роботи не займуть свої положення. Якщо роботи γ_2 займають положення до номера i_S, то розклад є побудованим. Якщо $K_2 \langle K(\gamma_1)$ і $K_2 \overline{\langle} K(\gamma_2)$, то включаємо її у $K'(\gamma_1)$. Якщо γ_2 є зв'язаною відношенням передування з роботами K, починаючи з номера i_{S+P+1} або $\{\gamma_2, K_2\} \langle \gamma_1$, то розклад вже побудовано. В іншому випадку починаємо підйом робіт до побудови розкладу, де γ_1 і K_1 передують β. При цьому після кожного виконання покращуючої перестановки отриманий розклад запам'ятовується. Позначимо найкращий з отриманих розкладів через Π_2.

<u>i–й крок</u>. Маємо розклад, отриманий на $(i-1)$–ому кроці Π_{i-1}. Починаємо працювати з розкладом γ_i, K_i, Π_{i-1}. Визначимо положення, які повинно займати $\{\gamma_i,K_i\}$. При цьому, перед кожною необхідністю робити погіршуючу перестановку для γ_i : а) якщо виконується умова, що $\{\gamma_i,K_i\}$ не зв'язано відношенням передування з тими роботами з $\{\gamma_1,K_1, ...\gamma_{i-1},K_{i-1}\}$ які займали більш ранні положення, то цей розклад запам'ятовується; б) якщо виконується умова, що $\{\gamma_i,K_i\}$ зв'язані відношенням передування з тими роботами з $\{\gamma_1,K_1,...\gamma_{i-1},K_{i-1}\}$, які у розкладі займають більш ранні положення і це викликало зміну множини робіт відповідних конструкцій $K(\gamma_j)$, то виконується наступна процедура. Визначаються положення робіт з $\{\gamma_1, ... \gamma_{i-1}\}$, для яких множини робіт, побудованих на них конструкцій, були змінені. Починаючи з γ_j, яка займає позицію з більшим номером, на роботах з K, яким вона передує по графу, будується нова конструкція $K(\gamma_j)$ і визначається її положення у новому розкладі. Дана процедура послідовно виконується для кожної роботи γ_l, пріоритет конструкції $K(\gamma_l)$ якої було зменьшено. Отриманий розклад запам'ятовується.

З отриманих розкладів знаходимо найкраще. Позначимо його $\tilde{\Pi}_i$. Т.ч., ми визначили позиції робіт γ_i, K_i і всіх наступних за ними у розкладі робіт γ_j, K_j і робіт конструкції K. Для всіх робіт γ_j,які займають у $\tilde{\Pi}_i$ позиції до γ_i послідовно, починаючи з γ_l, що займає позицію з великим номером, виконуємо перенос даних робіт (ланцюга) і у відповідній їй K_l, незв'язаній відношенням передування з K на позиції, які передують конструкції K, створюючи останні роботи конструкції $K(\gamma_l)$ у відповідності до їх пріоритетів і відношень передування у конструкції K. З отриманого розкладу і $\tilde{\Pi}_i$ вибираємо краще, позначимо його $\tilde{\Pi}_i$ і виконуємо описану процедуру для наступного по порядку слідування γ_j, що займає позиції перед γ_l і т.д., поки не розглянемо всі роботи γ_j, що передують ланцюгу γ_i. Т.ч., ми визначаємо положення робіт у $\tilde{\Pi}_i$, які повинні передувати ланцюгу β.

Зауваження. Якщо множина робіт (ланцюг) γ_l пов'язана відношенням передування з деякою роботою γ_i або K_j, які займають більш ранні позиції, перенос даних робіт на позиції, що передують ланцюгу β, не проводиться. А при розгляді $\gamma_i : (\gamma_i \langle \gamma_l) \vee (K_i \langle \gamma_l)$ перевіряється не тільки можливість покращення функціоналу при переносі робіт γ_l, K_l на позиції, що передують конструкції K, але і робіт з множини $\{ \gamma_l, K_l : (\gamma_l \vee K_l) \langle (\gamma_l \vee K_l) \}$. Визначаємо множину робіт $\{ \gamma_j, K_j : (\gamma_l \vee K_l) \langle (\gamma_j \vee K_j), j=\overline{1,i} \}$, що задовольняє умовам: $p(\{\gamma_j, K_j\}) \to \max \vee p(\alpha_i : (\gamma_j \langle \alpha_i) \vee (K_j \langle \alpha_i)) \to \max$.

Порівнюємо $\bar{\Pi}_i$ з розкладом, отриманим при накладанні додаткових відношень передування $\beta \langle \{\gamma_j\}$. Порівнюємо розклади γ_i, K_i, Π_{i-1} і $\bar{\Pi}_i$. Т.ч., ми визначимо розклади Π_i для i–го кроку.

На останньому кроці ми побудуємо розклад Π_m.

У процесі створення розкладів Π_i ми будували об'єднання множин, що стоять поряд які є множинами максимальних пріоритетів, але для побудови "гарного" наближеного розкладу необхідно визначити також наближений розклад на даних множинах. Тобто ми маємо множину робіт, кожний елемент якої може займати тільки позиції у даній множині, але оптимальне положення у ньому не є визначеним. Такими множинами можуть бути також підмножини K_i, пов'язані відношеннями передування з роботами (ланцюгами) γ_i. На останньому кроці алгоритму ми дістаємо множини робіт, для яких отримали границі їх слідування у розкладі. Застосовуємо до даних множин вищеописаний алгоритм. Побудування об'єднаних множин є елементом декомпозиції даного алгоритму, причому визначення умов, коли даний алгоритм працює точно з подальшим розширенням підмножин ділянок робіт розкладу, для яких визначене їх точне положення, у оптимальному розкладі дозволить побудувати новий ПДС–алгоритм для задачі МЗМ.

Алгоритм є наближеним, так як оцінку відхилення отриманого показника якості можно дістати наступним чином: у вихідному графі у процесі роботи наближеного алгоритму виключаються ті ребра, які не дозволяють множини максимального приорітету представляти у вигляді вкладенных конструкцій. Отриманий граф розв'язується точно поліноміальною складовою ПДС–алгоритму, і його значення показника якості на розв'язок є верхньою оцінкою, тобто, якщо C_1 – значення показника якості на розв'язок, отримане наближеним алгоритмом; $\tilde{C}_{opt}$ – оптимальний розв'язок показника якості усіченої задачі; C_{opt} – оптимальний розв'язок показника якості вихідної задачі, то очевидно має місце співвідношення: $C_1 - C_{opt} \le C_1 - \tilde{C}_{opt}$.

<u>Третій розділ</u> присвячений задачі мінімізації сумарного штрафу при виконанні незалежних завдань з загальним директивним строком паралельними ідентичними приладами (МШДП).

Нехай задано множину завдань $J = (j_1, j_2, ..., j_n)$, число приладів $m = (i_1, i_2, ..., i_m)$, для кожного $j \in J$ відома тривалість виконання l_j. Всі завдання мають спільний директивний строк D. Необхідно побудувати розклад σ^* виконання завдань $j \in J$ на m приладах рівної продуктивності таке, щоб досягався мінімум функціоналу:

$$F(\sigma^*) = \sum_{j \in J} \max\,[0; C_j(\sigma^*) - D], \qquad (4)$$

де $C_j = \sum_{k=1}^{j} l_k$ – момент завершення виконання завдання j.

Припускається, що всі завдання множини J надходять одночасно, процес обслуговування кожного завдання можно почати у довільний момент часу, він буде проходити без переривань до завершення обслуговування завдання.

Сформульована задача відноситься до класу NP-важких. Задача є розв'язною за псевдополіноміальний час при $m=2$.

Наведено ряд відомих теорем і тверджень, які обгрунтовують досліджуваний поліноміальний наближений алгоритм побудування оптимального розкладу для задачі МШДП.

Алгоритм містить п'ять блоків. У кожному блоці пропонуємо по дві можливі перестановки і стараємось максимально скористатися резервом поточного приладу. У випадку, коли на якому-небудь приладі, завдання якого беруть участь у перестановці, резерв став дорівнювати нулю, даний прилад виключається з подальшого розгляду. У перших чотирьох блоках на кожному кроці ми маємо можливість отримання оптимального розкладу і зупинитись, якщо сумарний резерв або запізнення перетворились на нульове значення. Для тих індивідуальних задач, для яких на попередніх кроках не отримано оптимальний розв'язок, у п'ятому блоці будуємо розклад з відхиленням від оптимального.

<u>У четвертому розділі</u> представлені описання програмного забезпечення і результати статистичних досліджень ефективності поліноміальної складової ПДС–алгоритму для задачі МЗМ і поліноміального наближеного алгоритму для задачі МШДП.

Розроблено пакет прикладних програм (ППП), що дозволяє розв'язувати довільні індивідуальні задачі задач МЗМ і МШДП, здійснювати оцінку ефективності двох алгоритмів, проводити порівняльний аналіз по витратам машинного часу і досягнутому значенню цілевої функції. Крім того, на базі ППП можуть бути розроблені проблемно–орієнтовані програми розв'язання різноманітних прикладних задач, які формулюються у термінах задач теорії розкладів, що розглядаються.

Програми написані на мові вищого рівня Borland C++. Для функціювання пакету необхідна наявність операційної системи DOS-6.0 (або вище) і ОЗУ об'ємом не меньше 8 МБайт. У ППП істотно використовуються можливості динамічного розподілу оперативної пам'яті, динамічного завантаження програмних модулів, послідовної організації даних.

Вивчення поведінки алгоритмів зводиться до формування множини припустимо типових індивідуальних задач, виконання алгоритмів на цій множині задач і аналізу отриманих результатів. Виборку індивідуальних задач було організовано на основі побудування випадкових індивідуальних задач. Для отримання значень параметрів індивідуальних задач використовувався генератор випадкових чисел.

Для задачі МЗМ були отримані наступні результати:

1. Отримання оптимального розкладу значно залежить від значення відносної заповненості вершин графу М (рис.3). При фіксованій кількості завдань для значень М, що лежать у діапазоні 0–25% і 40–100% достатньо великої частотності отримання оптимального розкладу, при М=70% досягає значення більшого 95%. З цього можна зробити висновок про те, що чим більше заповненість графу, тим ймовірніше те, що він має наступну структуру: множини максимального пріоритету розкладів, що отримуються є послідовно–паралельними підграфами або оптимальні розклади, які отримуються для усічених послідовно–паралельних підграфів, є допустимими для вихідного графу, заданого на підмножинах множин максимальних пріоритетів. У таких випадках більше проходить алгоритм, так як виконуючи алгоритм, ми будуємо розклад тільки на тих зв'язках, які є послідовно–паралельними, зайвими зв'язками просто нехтуємо, що і відбивається на достойності М, що приймає більше значення. Для значень М, що лежать у діапазоні 20–30%, у таких випадках просто не можуть бути забезпечені достатні зв'язки для послідовно–паралельної структури підграфів, тому і менш ймовірно отримання оптимального розкладу. А при М=10% ймовірне отримання оптимального розкладу більше, ніж при М=20–30%. Це пояснюється тим, що при М=10% множина робіт декомпозується на множини максимальних пріоритетів, що утворені на відносно невеликій кількості робіт.

2. Отримання оптимального розкладу не значно залежить від виду завдання параметрів (вагів і тривалостей). У випадку, коли пріоритети вершин мають велику різницю (випадок *d*), існує трохи більша ймовірність отримання оптималь-

ного розкладу, ніж у випадку, коли пріоритети вершин задані приблизно однаково (випадок *s*). Це пояснюється тим, що послідовність завдань, що мають сильно відмінні між собою пріоритети, у процесі побудови оптимального розкладу легше разбивається на множини максимальних пріоритетів, природно і більш ймовірно отримати оптимальний розклад, ніж послідовність завдань, що мають приблизно однакові пріоритети.

3. Для задачі МЗМ проведено 7700 дослідів, у 70% випадків результуючий розклад теоретично оптимальний. Аналіз результатів статистичного моделювання показав, що поліноміальна складова ПДС–алгоритму задачі МЗМ є статистично значимою для модельованих довільним чином індивідуальних задач.

4. Показана у дисертаційній роботі також таблиця потреби у часі розв'язання задачі МЗМ поліноміальної складової ПДС–алгоритму. Для розв'язання задачі розмірністю до 300 всього портрібно 19 секунд. Робиться висновок, що швидкодія алгоритму є достатньо великою, що дозволяє використовувати його в умовах АСУ у реальному маштабі часу.

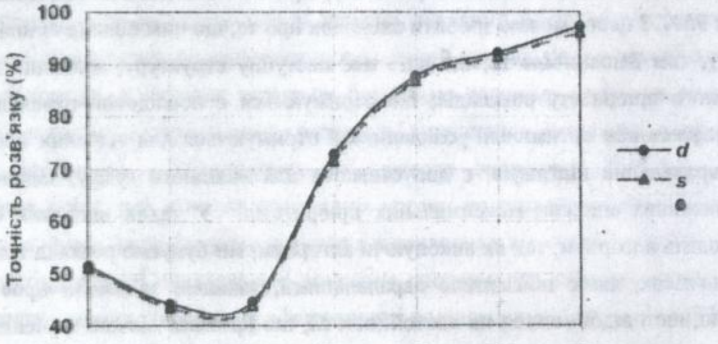

Рис.3. Залежність точності розв'язку задачі МЗМ поліноміальної складової ПДС–алгоритму від відносної заповненості графу М

Для задачі МЦДП були отримані наступні результати:

1. Отримання оптимального розкладу не залежить від числа впорядкованих завдань, а від числа приладів залежить тільки при малій кількості завдань. Це

говорить про те, що при малому n, чим більша кількість приладів m, тим більша ймовірність того, що завдання розподіляються на m приладах без запізнювання, і або після виконання алгоритму впорядкування, або після деяких ефективних перестановок параметр оцінки оптимальності розкладу $\Omega_\Sigma(\sigma)$ стає нулем, і навіть функціонал штрафу $F(\sigma)$ стає нулем.

Залежність похибки розв'язку задачі МЩДП від розмірності

Таблиця 1

N	*w*
10	*0.012500*
20	*0.003587*
40	*0.002457*
60	*0.000228*
80	*0.000166*
100	*0.000000*
130	*0.000000*
150	*0.000000*
200	*0.000000*
250	*0.000000*
300	*0.000000*

2. У табл.1 наведено результати дослідження впливу розмірності задачі МЩДП на похибку розв'язку у випадку не отримання оптимального розкладу. Як видно з таблиці 1, з зростанням числа впорядкованих завдань понижується значення відносної похибки від оптимального розкладу, і, природно, росте точність отриманого розв'язку.

3. Ще треба відмітити, що у процесі проведення статистичних досліджень самими ефективними і часто застосованими перестановками виявились перестановка Р–3 і перестановка Р–4. Особливість їх полягає у тому, що для цих двох перестановок є характерним зменьшення значення параметру оцінки оптимальності розв'язку $\Omega_\Sigma(\sigma)$ за рахунок зниження значень сумарного резерву $R_\Sigma(\sigma)$, тобто максимального використання резерву, який мають прилади.

4. Для задачі МЩДП проведено 1200 дослідів, у 87% випадків результуючий розклад теоретично оптимальний, а серед них 34.68% випадків розклад отримано зразу після блоку впорядкування. Аналіз результатів статистичного моделювання показав, що наближений алгоритм задачі МЩДП є статистично значимим для довільним чином індивідуальних задач.

5. У дисертаційній роботі показана також таблиця потреби у часі розв'язку задачі МЩДП наближеним алгоритмом. Для розв'язання задачі розмірністю до 300 всього потрібно 0,27 секунд. Робиться висновок, що швидкодія алгоритму достатньо велика, що дозволє використовувати його у умовах АСУ у реальному масштабі часу.

<u>У заключенні</u> сумовані основні результати работи:

1. На основі критичного аналізу планування дискретного виробництва наве-

дена трирівнева автоматизована система планування і управління дрібносерійним дискретним виробництвом. Обгрунтовано, що задача верхнього рівня зводиться до задачі мінімізації сумарного зваженого моменту закінчення виконання завдань при відношенні порядку, заданому ациклічним орієнтованим графом (МЗМ). Обгрунтовано, що задача нижнього рівня зводиться до задачі мінімізації сумарного штрафу при виконанні незалежних завдань з спільним директивним строком паралельними ідентичними приладами (МШДП).

2. Розроблено поліноміальний наближений алгоритм для задачі "Мінімізація сумарного зваженого моменту закінчення робіт, коли відношення порядку задане орієнтованим ациклічним графом" (МВМ);

3. Проведені статистичні дослідження та отримані результати аналізу ефективності поліноміальної складової ПДС-алгоритму для задачі "Мінімізація сумарного зваженого моменту закінчення робіт, коли відношення порядку задано орієнтованим ациклічним графом" (МВМ);

4. Проведені статистичні дослідження та отримані результати аналізу ефективності поліноміального наближеного алгоритму для задачі "Мінімізація штрафу при виконанні незалежних завдань з загальним директивним строком паралельними ідентичними приладами" (МШДП).

5. Результати статитстичних досліджень поліноміальної складової ПДС–алгоритму розв'язаку задачі МЗМ і наближеного алгоритму розв'язку задачі МШДП показали, що їх ефективність і швидкодія є достатньо великими, що і дозволяє їх використовувати у автоматизованій системі управління дискретним виробництвом.

В додатку поміщені листинги програмного продукту.

Список цитованої літератури

1. Конструктивные полиномиальные алгоритмы решения индивидуальных задач из класса NP. / А.А.Павлов, А.Б.Литвин, Е.Б.Мисюра, Л.А.Павлова, В. И.Родионов. – К., Техника, 1993 г., 126 с.

Основні положення дисертації викладені у роботах:

1. Павлов А.А., Ван Инхуэйн. Особенности решения NP–трудных задач комбинаторной оптимизации. // Інформатизація та нові технології. № 1, 1997. – с.13.

Систематизовані особливості розв'язання NP–важких задач комбінаторної оптимізації.

2. Павлов А.А., Ван Инхуэйн. Об одной задаче календарного планирования. // Інформатизація та нові технології. № 1, 1997. – с.26.

Реалізовано програмний продукт, проведені статистичні дослідження.

3. Павлов О.А., Павлова Л.О., Ван Інхуейн. Суть розв'язання NP–важкої задачи календарного планування "Мінімізація сумарного зваженого моменту закінчення робіт".//Експрес–новини:наука,техніка,виробництво.№2,1997.–с.14–15.

Провели статистичні дослідження поліноміальної складової ПДС–алгоритму рішення задачі МЗМ.

4. Павлов О.А., Ван Інхуейн. Проблема програмної реалізації відношення робіт, заданого графом.//Експрес–новини:наука, техніка, виробництво.№2,1997.–с.14.

Реалізовано програмний продукт.

5. Павлов А.А., Павлова Л.А., Ван Инхуэйн. ПДС– и приближенный алгоритмы решения NP–трудной задачи "минимизация суммарного взвешенного момента". //Материалы Международной научно–практической конференции "Управление большими системами". Москва, 1997. С.257.

Брала участь у розробці наближеного алгоритму на етапі структурування алгоритму по теоретичним властивостям задачі МЗМ.

6. Павлов А.А., Ван Инхуэйн. Полиномиальный алгоритм решения NP–трудной задачи "минимизация суммарного взвешенного момента".//Проблемы информатизации и управления:Сборник научных трудов.–киев:КМУГА,1997.–с.45–47.

Складено блок–схему підалгоритму з поліноміальною складовою ПДС–алгоритму розв'язання задачі МЗМ для програмної реалізації.

7. Павлов А.А., Павлова Л.А., Ван Инхуэйн. Схема приближенного алгоритма решения задачи "минимизация суммарного взвешенного момента". // Проблемы информатизации и управления: Сборник научных трудов. – киев: КМУГА, 1997. –с.24–29.

Брала участь у розробці наближеного алгоритму на етапі структурування алгоритму по теоретичним властивостям задачі МЗМ.

8. Павлов А.А., Ван Инхуэйн. Некоторые аспекты программной реализации полиномиального алгоритма решения задачи МВМ. // Проблемы информатизации и управления: Сборник научных трудов. – киев: КМУГА, 1997. –стр.45.

Виявлені і розв'язані проблеми програмної реалізації поліноміальної складової ПДС–алгоритму розв'язання задачі МЗМ.

9. Об одном подходе к решению NP–трудных задач теории расписаний / Павлов

А.А., Ван Инхуэйн; Нац. техн. ун–т Украины "Киев. политехн. ин–т". – Киев, 1996. – 14с. – Рус. – Деп. в УкрИНТЭИ 02.12.96, № 247 – Ук 96.

Проведено критичний огляд алгоритмічного забезпечення оперативного управління дискретним виробництвом і місце у ньому NP–важких задач теорії розкладів.

10. Приближенный алгоритм решения задачи минимизации суммарного взвешенного момента / Павлов А.А., Павлова Л.А., Ван Инхуэйн; Нац. техн. ун–т Украины "Киев. политехн. ин–т". – Киев, 1996. – 12с. – Рус. – Деп. в УкрИНТЭИ 02.12.96, № 248 – Ук 96

Брала участь у розробці наближеного алгоритму на етапі структурування алгоритму по теоретичним властивостям задачі МЗМ.

11. Статистические исследования эффективности алгоритма решения NP–трудной задачи составления расписаний выполнения идентичными параллельными приборами независимых заданий с общим директивным сроком и равными весами / Павлов А.А., Ван Инхуэйн; Нац. техн. ун–т Украины "Киев. политехн. ин–т". – Киев, 1996. – 24с. – Рус.– Деп. в УкрИНТЭИ 02.12.96, № 249 – Ук 96.

Складено блок–схему алгоритму, реалізовано програмний продукт, проведені статистичні дослідження.

Ван Інхуейн. "Розробка і дослідження математичного забезпечення автоматизованих систем управління дискретним виробництвом". - Рукопис. Дисертація на здобуття вченого степеню кандидата технічних наук за спеціальністю 05.13.06 – "Автоматизовані системи управління і прогресивні інформаційні технології". Національний технічний університет України "Київський політехнічний інститут", Київ, 1997 г.

Захищається на основі 11 наукових робіт рукопис, у якому містяться результати основних теоретичних і практичних досліджень у питаннях математичного забезпечення трирівневої автоматизованої системи планування і управління дрібносерійним дискретним виробництвом. Розроблено наближений алгоритм розв'язання задачі "Мінімізація сумарного зваженого моменту закінчення робіт, коли відношення порядку задано орієнтованим ациклічним графом" (МЗМ), який задійснюється у випадку порушень умов застосованості полiноміаёльної складової її ПДС-алгоритму. Статистично досліджені ефективності поліноміальної складової ПДС–алгоритму задачі МЗМ і наближеного алгоритму задачі "Мінімізація сумарного штрафу при виконанні незалежних завдань з загальним директивним строком паралельними ідентичними приладами", які лежать у основі алгоритмічного забезпечення трирівневої автоматизованої системи планування і управління дрібносерійним дискретним виробництвом.

Ключові слова: дискретне воробництво, календарне планування, теорія розкладів, NP–важка задача, комбінаторна оптимізація, ПДС–алгоритм, поліноміальна складова, наближений алгоритм.

Ван Инхуэйн. "Разработка и исследование математического обеспечения автоматизированных систем управления дискретным производством". - Рукопись. Диссертация на соискание ученой степени кандидата технических наук по специальности 05.13.06 – "Автоматизированные системы управления и прогрессивные информационные технологии". Национальный технический университет Украины "Киевский политехнический институт", Киев, 1997 г.

Защищается на основе 11 научных работ рукопись, в которой содержатся результаты основных теоретических и практических исследований по вопросам математического обеспечения трехуровневой автоматизированной системы планирования и управления мелкосерийным дискретным производством. Разработан приближенный алгоритм решения задачи "Минимизация суммарного взвешенного момента окончания выполнения заданий при отношении порядка, заданном ориентированным ацикличным графом" (МВМ), который применяется в случае нарушений условий применимости полиномиальной составляющей ее ПДС-алгоритма. Статистически исследованы эффективности полиномиальной составляющей ПДС–алгоритма задачи МВМ и приближенного алгоритма задачи "Минимизация суммарного штрафа при выполнении независимых заданий с общим директивным сроком параллельными приборами", которые лежат в основе алгоритмического обеспечения трехуровневой автоматизированной системы планирования и управления мелкосерийным дискретным производством.

Ключевые слова: дискретное производство, календарное планирование, теория расписаний, NP–трудная задача, комбинаторная оптимизация, ПДС–алгоритм, полиномиальная составляющая, приближенный алгоритм.

Wang Yinghui."Mathematical security elaboration and research for discrete industrial govern automatical systems". A dissertation to receipt a scientific degree of a candidate of tecnical sciences (Ph.D.) in a spesiality 05.13.06 - "Automatical govern systems and prograssive information technologis". National technical university of Ukraine "Kiev politechnical institut", Kiev, 1997.

A manuscript, which contains main theoretical and practical research results for a mathematical security of a threelevel automatical system for shallowdiscrete industrial planning and govern questions, is based on 11 scientific works. An approximate algorithm for a " Fulfil task finiching sum weighed moment minimisation of at order relation, which is determined by oriented by azykled graph" problem solution, which is used in the case of an application polinomial constituent PDS-algorithm conditions breach, is worked up. Polinomial constituent PDS-algorithm for the a "Fulfil task finiching sum weighed moment minimisation at order relation, which is determined by oriented by azykled graph" approximate algorithm for "Sum penalty minimisation at an independent tasks fulfil wiht the joint directive tenn by parallel devises" problem efficacys, which are in the basis of the threelevel shallowdiscrete industrial planning and govern automatical system algorithm security, are statically examined.

Key words: discrete industrial, calendar planning, theory of scheduling, NP-difficult problem, combinator optimisation, polinomial constituent, approximate algorithm.

王英辉

Підп. до друку 19.11. 97 р. Формат 60х90/16. Друк офс.
Папір офс. Друк. арк. 1,0 . Тираж 100 прим. Зам.1904.
Друкарня Південно-Західної залізниці, м. Київ, вул. Лисенка, 6

допустимого момента окончания выполнения заданий при ограничении порядка, заданном ориентированным ациклическим графом" (МВМ), который применяется в случае нарушений условий применимости полиномиальной составляющей ее ПДС-алгоритма. Статистически исследована эффективность полиномиальной составляющей ПДС-алгоритма задачи МВМ и приближенного алгоритма задачи "Минимизация суммарного штрафа при выполнении независимых заданий с общим директивным сроком параллельными приборами", которые лежат в основе математического обеспечения трехуровневой автоматизированной системы планирования и управления мелкосерийным дискретным производством.

Ключевые слова: дискретное производство, календарное планирование, теория расписаний, NP-трудная задача, комбинаторная оптимизация, ПДС-алгоритм, полиномиальная составляющая, приближенный алгоритм.

Wang Yingbo. "Mathematical security elaboration and research for discrete industrial three-level automatical systems". A dissertation to receipt a scientific degree of a candidate of technical sciences (Ph.D.) in a speciality 05.13.06 — "Automatical govern systems and progressive information technologies". National technical university of Ukraine "Kiev polytechnical institute", Kiev, 1997.

A manuscript, which contains main theoretical and practical research results for a mathematical security of a threelevel automatical system for smallseriesdiscrete industrial planning and govern questions, is based on 11 scientific works. An approximate algorithm for the "Fulfil task finishing sum weighted moment minimization of at order relation, which is determined by oriented acyclic graph" problem solution, which is used in the case of an application polinomial component PDS-algorithm conditions breach, is worked up. Polinomial component PDS-algorithm for the a "Fulfil task finishing sum weighted moment minimization at order relation, which is determined by oriented acyclic graph" approximate algorithm for "Sum penalty minimization at an independent tasks fulfil with the joint directive term by parallel devices" problem solutions, which are in the basis of the threelevel smallseriesdiscrete industrial planning and govern automatical system algorithm security, are statically examined.

Keywords: discrete industrial, calendar planning, theory of scheduling, NP-difficult problem, combinatorial optimization, polinomial component, approximate algorithm.