

Міністерство транспорту і зв'язку України
Українська державна академія залізничного транспорту
(61050, м. Харків, майд. Фейєрбаха, 7)

ЛІСТРОВИЙ Сергій Володимирович



УДК 519.854 ; 681.324 ; 519.7 (043)

ОПЕРАТИВНЕ УПРАВЛІННЯ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИМИ СИСТЕМАМИ ТА МЕРЕЖАМИ НА
ОСНОВІ РАНГОВИХ МЕТОДІВ РІШЕННЯ ЗАДАЧ БУЛЕВОГО ПРОГРАМУВАННЯ
ТА ТЕОРІЇ ГРАФІВ

05.12.02 – «Телекомунікаційні системи та мережі»

АВТОРЕФЕРАТ

дисертації на здобуття наукового ступеня
доктора технічних наук

Харків-2005

Дисертацією є рукопис.

Робота виконана у Харківському університеті Повітряних Сил

Офіційні опоненти: – Заслужений діяч науки і техніки України д.т.н., професор Баранов В.Л., провідний науковий співробітник відділення гібридних моделюючих та керуючих систем в енергетиці, Інституту проблем моделювання в енергетиці ім. Г.Є.Пухова НАН України, м. Київ;

– д.т.н., професор Кривуля Г.Ф., завідувач кафедри «Автоматизація проектування обчислювальної техніки», Харківського національного університету радіоелектроніки, Міністерство освіти та науки України, м. Харків;

– Заслужений винахідник України д.т.н., професор Краснобаєв В.А., професор кафедри «Автоматизації та комп'ютерних технологій», Харківський національний технічний університет сільського господарства імені Петра Василенка, Міністерство аграрної політики України, м. Харків.

Провідна установа Одеська національна академія зв'язку, ім. О.С.Попова,
кафедра документального електрозв'язку,
Міністерство транспорту і зв'язку України, м. Одеса.

Захист відбудеться “ ____ ” _____ 2005 р. о ____ годині
на засіданні спеціалізованої вченої ради Д 64.820.01 при Українській
державній академії залізничного транспорту за адресою:

Україна, 61050, м. Харків, майдан Фейєрбаха,7.

З дисертацією можна ознайомитись у бібліотеці академії.

Відгук на автореферат просимо надсилати за адресою

Україна, 61050, м. Харків, майд. Фейєрбаха,7.

Автореферат розісланий “ ____ ” _____ 2005 р.

Вчений секретар

спеціалізованої вченої ради

к.т.н., доцент

М.В. Книгавко

ЗАГАЛЬНА ХАРАКТЕРИСТИКА РОБОТИ

Актуальність теми. Аналіз сучасних систем управління на основі застосування телекомунікаційних мереж показує, що останнім часом істотно зросла роль факторів обумовлених часом, затрачуваним системою на доведення інформації про стан керованого процесу до пунктів управління, на обробку інформації, що надходить, ухвалення рішення на основі прийнятої інформації та доведення прийнятого рішення до виконавчих органів.

Сучасні складні системи управління характеризуються складністю умов, у яких здійснюється управління. До них можна віднести: значно збільшений обсяг виникаючих задач; твердий ліміт часу, що відводиться на прийняття (уточнення) рішення по їхньому виконанню; інтенсивність інформаційних потоків, що збільшується, між різними ланками управління; високий динамізм зміни обстановки; обмеженість ресурсу сил і засобів, призначених для рішення задач. Існують об'єкти, у яких час доведення інформації про стан керованого процесу до пунктів управління складає одиниці секунд. У таких системах управління час є найважливішим параметром, від якого залежать вхідна інформація і вироблювані рішення.

Усі ланки системи знаходяться під фізичними впливами зовнішнього середовища, що призводять до зміни стану системи. Крім зовнішніх фізичних впливів у системі, що приводять до погіршення її стану, існують внутрішні фізичні зв'язки, що призводять до поліпшення її стану за рахунок засобів відновлення. У загальному випадку всі ланки системи з'єднані з ланкою управління прямими і зворотними інформаційними зв'язками, призначеними для передачі команд і повідомлень про їхнє виконання і стан керованих об'єктів. Зараз з'являються системи, що відносяться до класу динамічних інформаційних не детермінованих систем. Їхня динамічність полягає як у змінах самої структури системи, так і в змінах її складу в процесі управління під впливом зовнішніх умов. Функціонування таких систем здійснюється за допомогою передачі інформації, кількість якої не впливає однозначно на результат управління.

Для рішення кожної задачі управління органам управління потрібен визначений обсяг інформації. Збільшення чи зменшення кількості даних не призводить до однозначних змін ефективності прийнятих рішень і витрат на це часу. Механізм дії цього закону диктує необхідність конкретного рішення різних питань удосконалювання техніки і технології управління в телекомунікаційних мережах, використовуваних у системах управління. Ефективність управління в телекомунікаційних мережах залежить від оперативності рішення задач динамічного управління потоками інформації в мережах, математичними моделями яких є широкий клас задач лінійного булевого програмування і теорії графів, стосовних до NP-повних задач і класу задач нелінійного булевого програмування, для яких ефективні методи рішення практично відсутні.

Крім цього широкий клас задач побудови і синтезу інтелектуальних телекомунікаційних мереж, а також їхньої діагностики, теж формалізується на основі зазначених математичних

моделей. Тому представляється актуальним розробка методів і паралельних обчислювальних структур, що дозволяють з єдиних позицій вирішувати зазначені класи задач і з необхідною оперативністю забезпечувати динамічне управління потоками інформації в телекомунікаційних мережах, а також рішення задач побудови і синтезу інтелектуальних телекомунікаційних мереж.

Зв'язок роботи з науковими програмами, планами, темами. Дисертаційна робота виконана на кафедрі бойового застосування АСУ Харківського університету Повітряних Сил при виконанні НДР по автоматизації управління військами, створеної відповідно до рішення секції АПСУ РВ і А та Координаційної Ради МО України, затвердженого Начальником Генерального штабу ВР України від 23.02.1995 і наказом Командуючого РВ і А ВР України й у рамках співробітництва з аерокосмічним університетом ім. Н.Е. Жуковського "Харківський авіаційний інститут" і в межах державної науково-технічної програми № 7 "Перспективні інформаційні технології, пристрої комплексної автоматизації, системи зв'язку" ДКНТПП (постанова Верховної Ради України від 16.10.1992 р. 27-05-ХІІ "Про пріоритетні напрямки розвитку науки і техніки").

Мета і задачі дослідження. Метою дисертаційної роботи є підвищення оперативності рішення задач управління телекомунікаційними системами і мережами, завдяки застосування рангових методів рішення, задач булевого програмування і теорії графів.

Поставлена мета досягається шляхом рішення таких задач дисертаційного дослідження:

– розробка теоретичних основ рішення задач управління які базуються на розробці методів рішення задач булевого програмування та теорії графів на основі рангового підходу, який дозволяє знизити часову складність та погрішність отриманих рішень;

– розробка моделей та алгоритмів рішення задач динамічного управління телекомунікаційними системами та мережами на основі рангового підходу, який дозволяє підвищити оперативність їхнього рішення;

– розробка паралельних обчислювальних структур (ПОС) для рішення задач динамічного управління телекомунікаційними системами та мережами на основі рангових методів, які дозволяють підвищити оперативність управління;

Об'єкт досліджень: процес управління телекомунікаційними системами і мережами.

Предмет досліджень: моделі управління телекомунікаційними системами і мережами та засоби їхньої реалізації .

Проблема. Підвищення оперативності рішення задач управління телекомунікаційними системами та мережами, моделями яких є оптимізаційні задачі булевого програмування і теорії графів.

Наукова новизна отриманих результатів. Наукова новизна роботи полягає у створенні нових методів рішення задач булевого програмування та теорії графів, що дозволяють вирішити

проблему підвищення оперативності й точності рішення задач оптимального планування управління телекомунікаційними системами і мережами.

Сформульована проблема пов'язана з відсутністю ефективних алгоритмів рішення задач булевого програмування і широкого класу задач теорії графів, що відносяться до класу NP-повних задач, з високою оперативністю і точністю, у системах управління, працюючих у реальному часі

Для підвищення оперативності рішення задач управління телекомунікаційними системами і мережами в роботі запропоновані паралельні обчислювальні структури циклічного типу (ПОС), для рішення задач булевого програмування.

Використання ПОС циклічного типу дозволяє вирішити протиріччя, що виникає при розпаралелюванні процесу рішення задач булевого програмування на багатопроцесорних обчислювальних системах. Протиріччя обумовлене тим, що ці задачі відносяться до класу сильно зв'язаних задач, при рішенні яких збільшення числа процесорних елементів у обчислювальній системі не завжди дозволяє збільшити продуктивність системи, а може навіть її знизити.

Розроблені методи рішення задач булевого програмування та теорії графів є подальшим розвитком теорії дослідження операцій і теорії графів, і являють собою додаток до теорії побудови мереж і паралельних обчислювальних систем, що відбито в наступних основних результатах роботи:

Вперше розроблені комплекс методів рішення задач булевого лінійного та нелінійного програмування, а також теорії графів, використання яких дозволяє суттєво, в десятки разів, підвищити оперативність управління телекомунікаційними системами і мережами:

- за рахунок зниження часової складності алгоритмів їх рішення та відповідно зменшення часу реалізації алгоритмів управління в них.
- за рахунок рангового підходу в організації обчислювального процесу, відтворюючого можливості ефективно розпаралелити процес рішення задач управління телекомунікаційними системами і мережами, що дозволяє додатково підвищити оперативність рішення управління в них.

Отримав подальший розвиток метод рішення задач динамічного управління телекомунікаційними системами і мережами, який базується на запропонованому у роботі принципі оптимізації за напрямком у n -мірному одиничному кубі, що представляється у вигляді графу, з упорядкованими по рангах множинами рішень, і розробленій узагальненій процедурі рішення задач дискретної оптимізації, а також принципі виділення коридору у множинах рішень, який дозволяє у десятки разів зменшити час рішення задач управління в телекомунікаційних системах і мережах.

Удосконалені паралельні алгоритми визначення найкоротших маршрутів і маршрутів з максимальною пропускнуною спроможністю в телекомунікаційних системах та мережах, які

дозволяють у десятки разів підвищити оперативність рішення цих задач, при управлінні маршрутизацією в телекомунікаційних системах та мережах, за рахунок використання рангового підходу при організації обчислювальних процесів.

Одержали подальший розвиток паралельні обчислювальні системи циклічного типу для рішення задач булевого програмування, які дозволяють підвищити в n -разів (n -розмір задачі, що вирішується) оперативність управління телекомунікаційними системами і мережами, за рахунок використання рангового підходу при організації обчислювальних процесів.

Вперше розроблено комплексний підхід, який дозволяє з єдиних позицій вирішувати широке коло задач управління телекомунікаційними системами і мережами у вигляді метода рішення довільних задач комбінаторної оптимізації та задач оптимізації на графах, що являє собою загальну схему їх рішення. Можливості використання метода продемонстровано на широкому колі задач теорії графів та довільних задач булевого програмування. Для них побудовані наближені алгоритми рішення з суттєво меншою часовою складністю та погрішністю, що дозволяє у десятки разів підвищити оперативність рішення задач управління в телекомунікаційних системах і мережах.

Одержали подальший розвиток методи визначення незалежних максимальних множин і верхових покриттів у довільних графах та оптимального фарбування графів, які мають широке прикладне значення в теорії аналізу і синтезу телекомунікаційних систем і мереж, на основі подання графа мережі у виді булевої функції заданої у кон'юнктивній нормальній формі, та введення спеціальних конструкцій, які дозволяють суттєво скоротити кількість переборів рішень та знизити часову складність та погрішність розроблених алгоритмів. Що у кінцевому випадку дозволяє в десятки разів підвищити оперативність рішення задач управління в телекомунікаційних системах і мережах.

Практичне значення отриманих результатів:

Використання рангових методів рішення задач булевого програмування і теорії графів, на основі єдиного підходу, дозволяє оперативно вирішувати задачі управління телекомунікаційними мережами:

- управління рішенням задач, та використанням ресурсів мережі, що забезпечує підвищення функціональної потужності мережі на 25–85% (що дозволило підвищити ефективність управління мережами – акт реалізації в в/ч А-0161,1998р);
- управління маршрутизацією, потоками завдань в вузлах мережі, а також оцінка пропускнуєї спроможності мережі, з оперативністю в десятки разів більш високою, у порівнянні з відомими методами управління телекомунікаційними системами та мережами;
- управління відбудовою мережі, та адаптивним відображенням логічної структури бази даних на її фізичну структуру в умовах відмов функціональних елементів мережі. При цьому

використання розроблених методів оптимального планування дозволяє у 2-3 рази зменшити час відбудови мережі;

Оперативність рішення задач управління в телекомунікаційних мережах на основі рангового підходу суттєво вище, ніж відомих методів, при цьому значення показника оперативності $P \geq 0,9$ може бути забезпечено для задач з числом змінних від 250 до 500.

Розроблені ПОС дозволяють підвищити оперативність рішення задач визначення оптимальних маршрутів та оцінки пропускнуої спроможності мережі, що підтверджено 6 авторськими свідоцтвами на винаходи.

Результати досліджень використані в науково-дослідних роботах військових частин, навчальних і виробничих підприємств України і країн СНД: А-0161, в/ч 25840, ВА ім. Ф.Е. Держинського, виробниче об'єднання "Маяк", про що мають відповідні висновки й акти реалізації за результатами дослідницьких робіт: акт про реалізацію А-0161, вих. № 155/5/339 від 19.04.97 р.; висновок в/ч 25840 н/вх 14/54 від 16.01.90 р.; висновок в/ч 25840 н/вх 1448 від 6.11.91 р.; висновок ВА ім. Ф.Е. Держинського н/вх 14/938 від 2.01.92 р.; акт про впровадження на заводі "Маяк" н/вх 14/288 від 2.07.92 р.; висновок в/ч А-0161 1998 р.; акт про реалізацію в навчальному процесі Харківського військового університету. За архітектурою розроблених паралельних обчислювальних систем отримано 6 авторських посвідчень і одна патентна довідка.

Особистий внесок здобувача. Усі результати отримані автором самостійно. У статтях, написаних у співавторстві, дисертанту належать: [1] – у монографії викладений ранговий підхід до рішення задач дискретної оптимізації, розглянуті питання організації паралельних обчислень при рішенні задач дискретної оптимізації і задачі динамічного управління в телекомунікаційних системах і мережах; [2] – розроблений ранговий підхід до рішення задач визначення найкоротших шляхів; [5] – на основі рангового підходу розроблений паралельний алгоритм визначення шляхів з максимальною пропускнуою спроможністю; [6] – розроблена узагальнена процедура рішення задач булевого програмування, принцип оптимізації за напрямком в n -мірному одиничному кубі і принцип виділення коридору, а так само ряд стратегій відсікання безперспективних варіантів рішення; [7] – розроблено паралельні алгоритми рішення задач булевого програмування; [8] – розроблений метод рішення задач про найменше покриття на основі ідей рангового підходу; [10] – доведена теорема, що дозволила побудувати узагальнені конструкції графів, на основі яких було побудовано наближений поліноміальний алгоритм визначення мінімальних верхових покриттів і максимальних незалежних множин у довільних графах; [11] – розроблена система каліброваних векторів для визначення песимістичних і оптимістичних прогнозів у ранговому методі рішення задач про найменше покриття на основі ідей рангового підходу, з метою відсікання безперспективних варіантів рішення; [12] – розроблена система каліброваних векторів для визначення песимістичних і оптимістичних прогнозів у ранговому методі рішення багатомірних

задач 0,1-рюкзак; [14] – розглянуті наближені алгоритми рішення задач 0,1-рюкзак і вплив сортувань коефіцієнтів у функціоналі й обмеженнях на погрішність рішення; [15] – розглянуті особливості рішення задач булевого програмування для випадку рівності коефіцієнтів у функціоналі; [16] – показано, що використання гарантованих прогнозів у рангових алгоритмах дозволяє знизити їхню тимчасову складність, підвищити точність наближених алгоритмів, запропонована процедура формування гарантованих прогнозів; [17] – розроблена оцінка часової складності алгоритму визначення шляхів з максимальною пропускнуною спроможністю на основі рангового підходу; [18] – показана можливість розпаралелювання задач комбінаторної оптимізації на основі використання стягнутого дерева шляхів графу; [19] – розглянута можливість застосування паралельних алгоритмів на основі рангового підходу в обчислювальних системах; [20] – запропонований алгоритм рішення задачі визначення максимальних незалежних множин на основі введення конструкцій графу; [21] – запропонований алгоритм рішення задачі визначення клік у довільних графах; [22] – запропонований алгоритм рішення задачі 0,1-рюкзак на основі стратегії max; [23] – побудований точний алгоритм рішення задачі про найменше покриття, використовуючи принцип оптимізації за напрямком; [24] – розглянута паралельна реалізація рішення одномірних задач 0,1-рюкзак; [25] – запропонований універсальний алгоритм рішення задач комбінаторної оптимізації і на його основі обґрунтована можливість побудови інтелектуальних обчислювальних систем у межах функціонально повних систем; [26] – розроблена функціональна схема пристрою для визначення шляхів у графі на основі ідей рангового підходу; [27] – розроблена функціональна схема пристрою для визначення найкоротших шляхів у довільних графах на основі ідей рангового підходу; [28] – розроблена функціональна схема пристрою для рішення оптимізаційних задач на графах на основі ідей рангового підходу; [29] – розроблена функціональна схема пристрою для рішення оптимізаційних задач на графах на основі ідей рангового підходу; [30] – розроблена функціональна схема пристрою для визначення найкоротших гамільтонових шляхів на графах на основі ідей рангового підходу; [31] – розроблена функціональна схема пристрою для рішення комбінаторних задач на графах на основі ідей рангового підходу;

Апробація результатів дисертації. Результати досліджень доповідалися і були схвалені на міжнародних семінарах: "Питання оптимізації обчислень" м. Алушта; "Формальні моделі паралельних обчислень" м. Новосибірськ; "Проектування автоматизованих систем контролю і управління складними об'єктами" м. Туапсе; на наукових семінарах в Інституті кібернетики АН України; в інституті проблем моделювання в енергетиці НАН України; в Інституті проблем управління АН Росії; на ОЦ АН Росії; в Академії Ф.Э. Дзержинського; НТК виду військ ХВВКИУ РВ; на IV-V МНТК «Інформаційні технології: наука, техніка, технологія, утворення, здоров'я», НТК «Обробка інформації і забезпечення надійності систем управління», у результатах

роботи школи-семінару «Перспективні системи управління на залізничному, промисловому і міському транспорті», НТК «Проблеми удосконалювання систем управління і зв'язку», МНТК «Mathematical modelling and information technologies».

Публікації. Основний зміст дисертаційної роботи відбито у 81 науковій праці, з них у: 45 наукових статтях у журналах і збірниках наукових праць АН України, 6 тезах доповідей і праць міжнародних науково-технічних конференцій, 1-й монографії, 8 навчально-методичних посібниках, 14 звітах по НДР, 6 авторських посвідченнях і 1 патентній довідці.

Структура роботи. Дисертаційна робота виконана на 392 сторінках, ілюстрована 85 рисунками, 27 таблицями. Робота складається з вступу, 6 розділів, висновків, 7 додатків і списку використаної літератури, що має 322 найменування.

ОСНОВНИЙ ЗМІСТ РОБОТИ

У **вступі** обґрунтована актуальність теми, дана загальна характеристика роботи і структура дисертації, сформульовані мета і задачі дисертації. Представлено основні результати, що характеризують новизну і практичне значення досліджень, відомості про публікації, апробацію і реалізацію роботи.

У **першому розділі** проведений аналіз тенденцій розвитку й особливостей побудови телекомунікаційних мереж, працюючих в системах реального часу. Виділено підклас задач, розв'язуваний у мережі, при динамічному управлінні потоками інформації в мережі, формальними моделями яких є задачі булевого програмування. Проаналізовані показники якості функціонування телекомунікаційних мереж в умовах деградації мережі. У якості основних критеріїв ефективності функціонування мережі у роботі використовувались коефіцієнт збереження ефективності, що характеризує ступінь впливу відмов на ефективність застосування мережі за призначенням і показник оперативності рішення задач динамічного управління в мережі за деякий припустимий час рішення T_d , що кількісно оцінюють імовірністю $P(T)$ рішення комплексу задач динамічного управління потоками інформації в мережах $P(T)$ за час T , не перевищуючий T_d :

$$K_{\text{сз}} = \frac{E_v + E_g(\vartheta)}{E_0}; \quad E_g(\vartheta) = |E_v^*(\vartheta) - E_v| \quad (1); \quad P(T) = 1 - e^{-\frac{\Delta_a}{\Delta}} \quad (2)$$

де E_v – корисний ефект операції управління; E_v – значення показника ефективності функціонування мережі після здійснення керуючого впливу в мережі; E_0 – номінальне значення показника ефективності функціонування мережі.

У розділі проаналізовані математичні моделі побудови мереж і управління потоками інформації в мережах і показано, що їх поєднує те, що всі вони відносяться або до класу NP-повних задач, або до задач лінійного та нелінійного булевого програмування, які в свою чергу

відносяться до класу NP-повних задач. Можна виділити два основних типи моделей, до яких можна звести широкий клас задач управління в мережах і задач автоматизації процесу прийняття рішень. До них відносяться задачі цілочислового лінійного і нелінійного програмування з булевими змінними; задачі комбінаторної оптимізації на графах.

Серед задач оптимізації на графах з погляду побудови інтелектуальних телекомунікаційних мереж і процесів управління в них, на основі проведеного аналізу, можна виділити такі задачі: задачі визначення найкоротших шляхів і найкоротших гамільтонових шляхів у графах; задача визначення мінімальних верхових покрить і незалежних максимальних множин, у довільних графах; задача оптимального фарбування графів; задачі «виконавчість» і «3-виконавчість»; задачі ізоморфізму підграфів і графів.

При цьому варто мати на увазі, що практично всі задачі комбінаторної оптимізації на графах можуть бути сформульовані як задачі цілочислового лінійного програмування з булевими змінними (ЦЛП із БЗ). Задачі ЦЛП із БЗ і велика частина комбінаторних оптимізаційних задач відносяться до класу NP-повних, і важко піддаються рішенню навіть при використанні сучасних ЕОМ. Підвищення продуктивності сучасної ЕОМ у 1000 разів дозволяє збільшити розмірність розв'язуваної задачі за прийнятний час на (5 – 7) змінних.

Тому, що при використанні комбінаторних методів обчислювальний процес є кінцевим за своєю побудовою, то питання про збіжність методу не виникає. Особливу важливість у цьому випадку здобуває оцінка практичної застосовності методів, тобто можливості одержання рішення задачі за припустимий час. Застосування методів гілок та кордонів для одержання точних рішень, при управлінні мережею, стає неможливим вже при розмірах задач, рівних 40. Відомі наближені і є – оптимальні алгоритми рішення задачі ЦЛП із БЗ самі по собі відносяться до NP-повних, тобто з підвищенням точності алгоритмів число кроків алгоритму, необхідне для забезпечення заданої точності, починає експоненціально зростати. Використання локальних алгоритмів для рішення задачі ЦЛП із БЗ досить великої розмірності не може гарантувати наперед задану точність. Як показують дослідження, локальний екстремум може відрізнятись від глобального на 70 – 90%. Останнє неприпустимо, при динамічному управлінні в мережах спеціального призначення, оскільки це може призвести до того, що значення показника ефективності роботи мережі виявиться нижче припустимого, і цілі управління в системі не будуть досягнуті. Методи ж рішення довільних нелінійних задач булевого програмування практично відсутні. У сучасних мережах, через зазначені труднощі, для рішення задач, використовуються евристичні алгоритми, що базуються на деяких "розумних" правилах, і, так само як і локальні алгоритми, не гарантують одержання рішень з високою точністю. Таким чином, існує проблема оперативного рішення задач динамічного управління мережею, формальними моделями яких є задачі ЦЛП із БЗ великої розмірності і задачі нелінійного булевого програмування.

Слід зазначити, що спроби зменшити час рішення задач ЦЛП із БЗ за рахунок розпаралелювання зіштовхуються з іншою проблемою теорії паралельних обчислень, що полягає в тому, що з погляду теорії паралельних алгоритмів даний тип задач відноситься до класу сильно зв'язаних задач, які важко піддаються розпаралелюванню. У роботах Сергиенко І.В. показано, що при реалізації методів гілок та кордонів на багатопроцесорних обчислювальних системах збільшення числа процесорних елементів призводить до зниження продуктивності системи в цілому і, що для цього класу задач необхідно визначати оптимальне число процесорних елементів, на якому доцільно вирішувати задачу. Таким чином, при розробці паралельних алгоритмів рішення задачі ЦЛП із БЗ, крім протиріччя між точністю рішення задачі і часом її рішення виникає ще одне протиріччя між сильною зв'язаністю задачі і необхідністю її розпаралелювання з метою одержання припустимого часу рішення. Тому в даній роботі, для усунення зазначених протиріч, при рішенні задач динамічного управління мережею і задач автоматизації процесу ухвалення рішення, розглядається рішення такого комплексу задач:

1. Розробка методів рішення задач булевого програмування і задач комбінаторної оптимізації на графах на основі рангового підходу, що дозволяє ефективно розпаралелити процес обчислень;

2. Розробка моделей та алгоритмів рішення задач динамічного управління в телекомунікаційних мережах на основі рангового підходу;

3. Розробка архітектури паралельних обчислювальних структур циклічного типу для рішення задач динамічного управління в телекомунікаційних мережах.

Другий розділ присвячений розробці теорії рішення задач ЦЛП із БЗ на основі ідей рангового підходу, що розглянутий на прикладах рішення задач 0,1-рюкзак і задачі визначення мінімального покриття. Формальні моделі, яких відповідно мають вигляд (3, 4, 5) і (6, 7, 8).

$$f(\vec{x}) = \sum_{j=1}^n c_j \cdot x_j \Rightarrow \max, \quad (3) \quad L = \sum_{j=1}^n c_j x_j \rightarrow \min,$$

(6)

$$\sum_{j=1}^n a_{ij} \cdot x_j \leq b_i, \quad (4) \quad \sum_{j=1}^n a_{ij} x_j \geq 1, \quad i = \overline{1, m};$$

$$x_j \in \{0, 1\}; \quad c_j \geq 0; \quad j = \overline{1, n};$$

(7)

$$x_j \in \{0, 1\}; \quad i = \overline{1, m}; \quad j = \overline{1, n}. \quad (5) \quad a_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{якщо } i - \text{елемент може бути покрит змінною } x_j \\ 0 & \text{- в протилежному разі.} \end{cases}$$

(8)

В основі ідеї рангового підходу лежить представлення n-мірного одиничного куба у виді графа G_{Δ} , геометричний зміст якого полягає в наступному. Геометрично вершина k графа G_{Δ}

рангу r – це множина векторів $(x_1, x_2, \dots, x_k, \dots, x_n)$, у яких $x_k = 1$, а на позиціях від 1 до k знаходиться r одиниць. Ребру, що входить у вершину k графу $G\Delta$, відповідає одиничний вектор $(0, 0, \dots, 0, 1, 0, \dots, 0)$ n – мірного одиничного куба B_n з одиницею в k -й позиції.

Тоді, шляху μ_{sj}^r рангу r у графі $G\Delta$ відповідає вектор x , який дорівнює сумі одиничних векторів ребер, по яким він досяг вершину j рангу r , починаючи з вершини s . Множину шляхів у графі $G\Delta$ до вершин j , розташованих на ярусах від вершини s , можна представити у вигляді

$$m_s^r(j) = m_{sj}^{r=1} \cup m_{sj}^{r=2} \cup \dots \cup m_{sj}^{r=n}, \quad j = \overline{(1, n)}, \quad (9)$$

де $m_s^r(j)$ – множина шляхів у графі $G\Delta$ від вершини s до вершин j , розташованих на r -х ярусах графа $G\Delta$, (ранг шляху $\mu_{sj}^r \in m_{sj}^r$ визначається числом ребер, що утворюють цей шлях). Варто мати на увазі, що множину шляхів $m_{sj}^{r=k}$ у графі $G\Delta$ відповідає множині векторів, що містять k одиниць. Отже, $|m_{sj}^r| = C_n^{r=k}$, тобто кожному шляху в множині $m_s^r(j)$ відповідає деякий вектор (x_1, x_2, \dots, x_n) . З (9) випливає $|m_s^r(j)| = C_n^{r=1} + C_n^{r=2} + \dots + C_n^{r=n} = 2^n - 1$. (10)

Таким чином, граф $G\Delta$ являє собою упорядкований по рангах еквівалент n -мірного одиничного куба B_n , у якому шляхи $\mu_{sj}^r \in m_{sj}^r$ відповідають вершинам B_n . Для рішення задач (3 – 5), (6 – 8) у розділі 1 запропонована система каліброваних векторів що дозволяє звести рішення цих задач до визначення екстремальних шляхів у графі $G\Delta$. Сформульовано:

– принцип оптимізації за напрямком, обумовлений співвідношенням

$$\forall (\mu_{sj}^r \in m_{sj}^r) \left| \mu_{sp}^{r=r+1} = L_w \left| \mu_{sj}^r \cup (j, p) \right| \right|; \quad p = \overline{(r+1, n)}; \quad j = \overline{(r, n)}, \quad (11)$$

– принцип виділення коридору в підмножинах, $m_{sp}^{r=r+1} = \left| L_w (\forall (\mu_{sj}^r \cup (j, p))) \right|$,

(12) де $\{L_w\}$ правила відсікань шляхів μ_{sj}^r у множинах m_{sj}^r ; $\mu_{sj}^r \cup (j, p)$ – шлях з вершини s графу $G\Delta$ шлях у вершину p , що проходить через проміжну вершину j та задовольняє правилам $\{L_w\}$, тобто шлях μ_{sp}^r отриман за рахунок приєднання до шляху μ_{sj}^r ребра (j, p) , якщо таке з'єднання не суперечить правилам $\{L_w\}$. Для рішення задач типу (3 – 5), (6 – 8), запропонована узагальнена процедура A_0 , що дозволяє визначити локальні екстремуми в W -областях графу $G\Delta$ щораз і потім виділяти глобальний екстремум з $n(n+1)/2$ локальних, отриманих на основі принципу оптимізації за напрямком (11) з використанням правил відсікань $\{L_w\}$ шляхів у множинах, що вводяться. У розділі розглянуті стратегії відсікання $\{L_w\}$ безперспективних шляхів у множинах, що призводять до наближених і точних рішень задачі ЦЛП із БЗ, і побудоване множину ефективних точних і наближених алгоритмів рішення задач ЦЛП із БЗ. Запропоновано процедуру визначення гарантованих прогнозів і досліджений їхній вплив на часову складність

алгоритмів і погрішність. Показано, що введення гарантованих прогнозів дозволяє на 40% знизити часову складність розроблюваних алгоритмів і підвищити їхню точність.

Важливим достоїнством розроблених алгоритмів на основі рангового підходу є той факт, що збільшення числа обмежень практично не впливає на погрішність рішень алгоритмів, тоді як для методів рішення задач дискретної оптимізації, заснованих на ідеях методу гілок та кордонів, зростання числа обмежень до декількох сотень приводить фактично до неможливості їхнього практичного застосування. Показано, що наближені алгоритми для рішення задачі 0,1-рюкзак і ЗНП на основі рангового підходу мають властивість збіжності до точного рішення зі зростанням розмірності розв'язуваної задачі, що є важливим достоїнством рангового підходу до рішення задач ЦЛП із БЗ у порівнянні з відомими алгоритмами. У розділі проведене експериментальне дослідження розроблених алгоритмів і їхній порівняльний аналіз із кращими відомими алгоритмами на основі метода гілок та кордонів (МГК), приклади порівняння показані на рис.1 з якого видно, що за швидкодії розроблені алгоритми суттєво перевершують відомі й у середньому мають часову складність не перевищуючу $O(n^3m)$ та залишаються експоненціальними у загальному випадку.

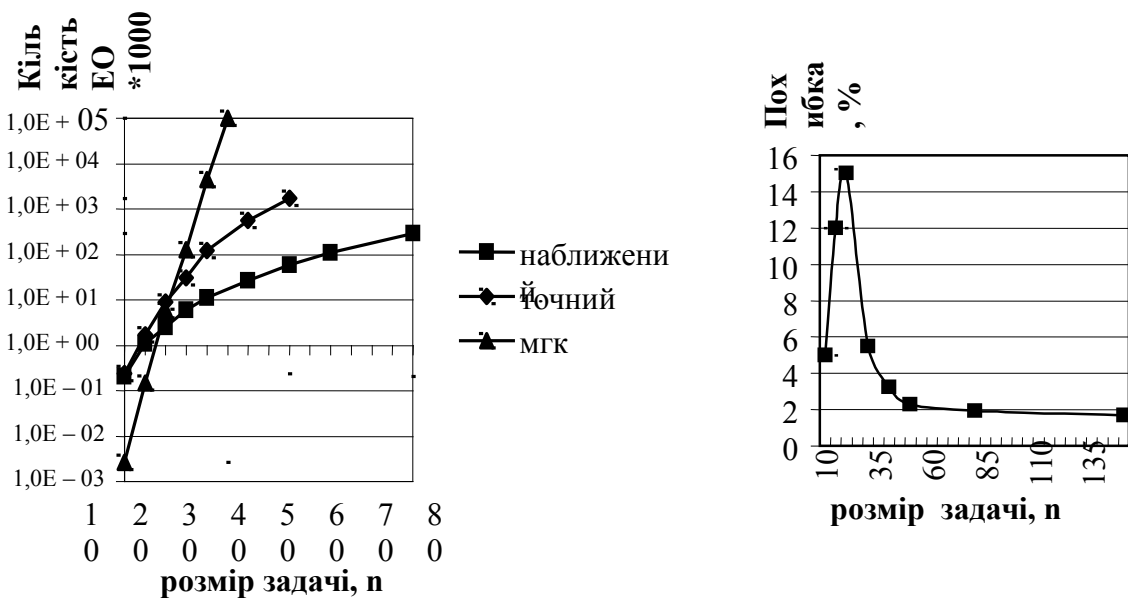


Рис. 1. Залежність часової складності та середнього значення похибки від розміру n ЦЛП з БЗ

У розділі 3 розглянуті підходи до рішення задач булевого програмування на основі теорії графів і булевої алгебри, а також до рішення, виділеного в розділі 1, з погляду рішення задач

управління в телекомунікаційних мережах, підкласу задач теорії графів. У розділі 3 на основі методу рішення ЗНП, розробленого в розділі 2, побудовано алгоритм рішення задач "3-виконавчість" поліноміальної складності $O(26m)$ для трьох змінних (де m кількість диз'юнктивів), та алгоритм експоненціальної складності для рішення задачі « k -виконавчість», який працює у середньому як поліноміальний з часовою складністю $O(0,25k^3)$.

У розділі також розглянутий метод рішення задач визначення мінімальних верхових покрить у довільних графах, заснований на доведеній теоремі, та наслідку, що випливає з теорем:

Теорема. Якщо f булева функція, побудована за графом $G = (V, E)$ у вигляді добутку диз'юнктивів $(v_i \vee v_j)$, де $\{v_i\} \in \{0, 1\}$ і при цьому кожен диз'юнктив $(v_i \vee v_j)$ відповідає ребру (v_i, v_j) , то всі набори змінних $\{v_i, v_j\}$ на яких вона приймає значення "істинно", відповідають верховим покриттям у графі $G = (V, E)$.

Наслідок. Для перерахування усіх верхових покрить графу $G = (V, E)$ необхідно визначити ті системи значень змінних $\{v_i, v_j\}$, при яких вираз $f(V_1, V_2, \dots, V_n) = 1$ (13) "істинний". Щоб знайти ці системи значень змінних $\{v_i, v_j\}$ необхідно привести ліву частину (13) до мінімальної ДНФ (диз'юнктивна нормальна форма), розкриваючи дужки і користуючись законом поглинання.

Така форма єдина через відсутність у (13) логічних заперечень. Показано, що на основі булевої функції, побудованої за довільним графом $G = (V, E)$ з n вершинами можна побудувати конструкції $Q_i = L_i \cup D_i$, де L_i – деяка підмножина вершин, вхідних у верхове покриття графа $G = (V, E)$ без вершини i , а D_i – дводольний граф із ще непокритих ребер графу, і на їхній основі побудувати наближений алгоритм визначення мінімального верхового покриття в довільних графах з тимчасовою складністю, не перевищуючу $O(n^3)$, та середнім значенням похибки, не більш 6-7%. Проведено порівняльний аналіз розробленого алгоритму з відомими і показано, що часова складність даного алгоритму суттєво менше ніж у кращих відомих алгоритмів (див. рис. 2).

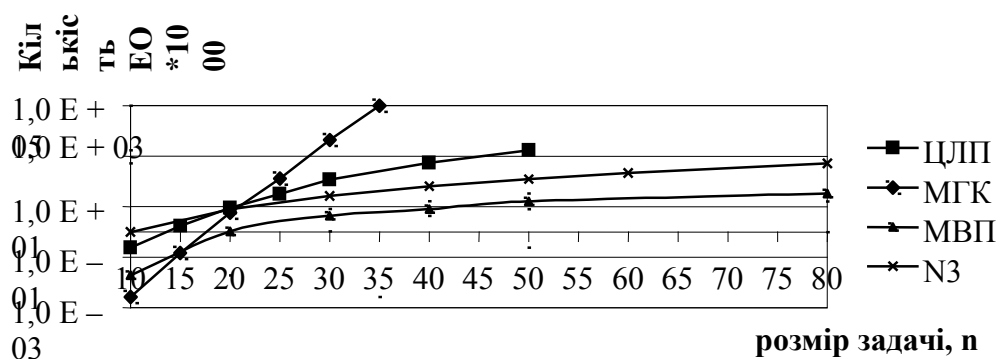


Рис. 2. Залежність числа елементарних операцій від розмірності розв'язуваної задачі визначення верхових покрить при її рішенні: методом ЦЛП на основі рангового підходу; МГК (методом гілок та кордонів); МВП (методом визначення верхових покрить на основі побудови конструкцій $Q_i = L_i \cup D_i$); N3 – графік функції $y = N^3$

На основі розробленого алгоритму визначення мінімального верхового покриття і процедури динамічного програмування для фарбування графів, запропонованої Кристофидесом, побудований наближений алгоритм складності $O(n^3)$ для оптимального фарбування довільних графів.

У розділі розглянутий загальний підхід до рішення довільних задач теорії графів і дискретної оптимізації та побудований універсальний алгоритм їхнього рішення, який являє собою схему рішення довільних задач теорії графів. Робота розробленого в розділі підходу продемонстрована на прикладі рішення задач визначення незалежних максимальних зважених множин і задачі визначення найкоротшого гамільтонового циклу і показано, що якщо базові елементи, з яких будується цікавлячий нас об'єкт, характеризуються $m + 1$ ваговими характеристиками й оптимізація об'єкта здійснюється за однією ваговою характеристикою, то в загальному випадку при довільних об'єктах складність наближених алгоритмів не перевищить $O(kn^3)$, де k – число операцій, необхідних для визначення оптимальної ваги об'єкта при додаванні в нього ще одного базового елемента. У випадку, коли на m ваг об'єкта накладається обмеження, то в цьому випадку ми приходимо до задач лінійного і нелінійного булевого програмування. На основі запропонованої загальної схеми рішення комбінаторних задач у розділі розроблений і загальний метод рішення довільних задач булевого програмування, який дозволяє будувати наближені алгоритми, що володіють малою часовою складністю і погрішністю. Слід відзначити, що погрішність рішень алгоритмів побудованих на основі запропонованого методу для кожного комбінаторного об'єкту необхідно оцінювати окремо. Для опису всієї множини адитивних цілочислових функцій з довільними нелінійностями, які можуть виникнути на множині змінних $\{X_1, X_2 \dots X_n\}$, уведемо поняття породженої функції $F(x)$ рівної

$$F(x) = \sum_{j=1}^{p_1} C_{1j} S_1(C_n^1) + \sum_{j=1}^{p_2} C_{2j} S_2(C_n^2) + \dots + \sum_{j=1}^{p_k} C_{kj} S_k(C_n^k) + \dots + \sum_{j=1}^{p_n} C_{nj} S_n(C_n^n) \quad (14)$$

де $S_r(C_n^r) = S_1 + S_2 + \dots + S_{p_r}$ – сума всіх можливих сполучень добутоків змінних, утримуючих у

кожному добутку $S_r = X_p X_k \dots X_m$ (не лінійності) r різних змінних; $p_r = \frac{n!}{r!(n-r)!}$; C_{rj} –

цілочислові коефіцієнти, що знаходяться в добутках S_r , утримуючих r змінних. Позначимо через N множину усіх цілочислових адитивних функцій, які можна породити на основі $F(x)$, покладаючи рівними нулю різні сполучення в (14). Множина N є повна у тому розумінні, що містить у собі всі можливі нелінійності, що складаються з усіх можливих сполучень змінних,

утворюючих ці нелінійності, які можна взагалі побудувати на основі даної підмножини змінних $\{X_1, X_2 \dots X_n\}$.

У загальному випадку задачу булевого програмування можна представити у вигляді

$$\begin{aligned}
 f(X_1, X_2, \dots, X_n) \Rightarrow \max; & \quad f(X_1, X_2, \dots, X_n) \in H; \\
 g_j(X_1, X_2, \dots, X_n) \leq b_j; \quad j = \overline{1, m}; & \quad g_j(X_1, X_2, \dots, X_n) \in H; \quad \text{де (15)} \\
 & \quad b_j \in Z; Z - \text{множина цілих чисел;} \\
 & \quad X_i \in \{0, 1\}.
 \end{aligned}$$

Розглянемо граф $G(X, E)$, у якому вершини X_i та X_j з'єднані ребром (i, j) , якщо вони можуть бути об'єднані в кліку. У графі $G(X, E)$ кожній вершині X_i відповідає змінна X_i . Виділимо в графі G довільну кліку $Q = X_p X_r \dots X_m$, що складається з r вершин, де $r < n$, і розглянемо її перетинання з $S_r(C_n^r) \in f(X_1, X_2, \dots, X_n)$, а також з $S_r(C_n^r) \in g_j(X_1, X_2, \dots, X_n)$. Кожне перетинання можна охарактеризувати сумами коефіцієнтів C_{rj} , що стоять при $S_r(C_n^r)$ у функціоналі $f(X_1, X_2, \dots, X_n)$ та обмеженнях $g_j(X_1, X_2, \dots, X_n)$, при цьому в загальному випадку довільна кліка Q завжди буде характеризуватися відповідною вагою по функціоналу $f(X_1, X_2, \dots, X_n)$ і не більш ніж m вагами по обмеженням $g_j(X_1, X_2, \dots, X_n)$. Таким чином, довільна задача булевого програмування може розглядатися як задача визначення кліки Q^* максимальної ваги по вагах функціонала, у графі G , у якій всі m ваг по вагах обмежень не перевищують відповідно b_j . Кожному шляху $\{\mu_{sj}^r\}$ рангу r у графі D , який задає весь простір рішень, минаючому через вершини $(v_h, v_k \dots v_p)$ у вихідному графі G розв'язуваної задачі відповідає кліка з $(r-1)$ - вершини $(X_h X_k \dots X_p)$, що характеризується відповідною вагою за функціоналом і не більш ніж m вагами по обмеженнях. Вагові характеристики $\{d_{sj}^{r-1}\}$ довільної кліки $Q^{r-1}(j)$ складаються з ваг $(r-1)$ - вершини й обумовлені одним зі шляхів $\mu_{sj}^r \in m_{sj}^r$ рангу r у графі D вони обчислюються, по вагам функціонала, шляхом підсумовування коефіцієнтів підмножини $L_f = \{C_{rj}\}$, стоячими при $S_{r-1}(C_n^{r-1}) \in P_f$, де P_f – усі підмножини $\{S_{r-1}(C_n^{r-1})\}_f$ задовольняючі умові $S_{r-1}(C_n^{r-1})_f \cap Q^{r-1}(j) \neq \emptyset$, а $S_{r-1}(C_n^{r-1})_f$ визначається функціоналом $f(X_1, X_2, \dots, X_n)$. Аналогічно визначаються вагові характеристики по вагах обмежень шляхом підсумовування коефіцієнтів підмножини $L_B = \{C_{rj}\}$, що стоять при $S_{r-1}(C_n^{r-1}) \in P_B$, де $S_{r-1}(C_n^{r-1})_B$ – усі підмножини, задовольняючі умові $S_{r-1}(C_n^{r-1}) \cap Q^{r-1}(j) \neq \emptyset$, а $S_{r-1}(C_n^{r-1})_B$ визначається обмеженнями $g_j(X_1, X_2, \dots, X_n) \quad j = \overline{1, m}$. Таким чином, вагові

характеристики клік $Q^{r-1}(j)$ шляхів, що характеризуються множиною m_{sj}^r , по вагам функціонала

й обмежень визначаються відповідно рівностями $d_{sj}^{f(r-1)} = \sum_{C_{rj} \in L_f} C_{rj}$; $d_{sj}^{B(r-1)} = \sum_{C_{rj} \in L_B} C_{rj}$.

Для рішення задачі (15) розроблені три різних алгоритми, реалізуючі однопрохідні і n-прохідні процедури рішення задачі (15) з часовими складностями $O(n^5 k(m+1))$, $O(n^4 k(m+1))$, $O(n^3 k(m+1))$ і проведене їх експериментальне дослідження.

При дослідженні коефіцієнти у функціоналі й обмеженнях генерувалися за рівномірним законом розподілу у функціоналі у діапазоні від 0 до 10, а у обмеженнях від 0 до 20. На кожну точку графіків при оцінці часової складності алгоритмів у середньому і погрішності алгоритмів вирішувалось не менше 50 тестових задач, результати отримані з довірчою імовірністю 0,95. У якості точного алгоритму використовувався розроблений алгоритм для рішення задачі квадратичного і лінійного програмування, скомбінований на основі використання ідей рангового підходу (для прогнозування верхньої оцінки рішення) і методу гілок та кордонів (для відсівання безперспективних шляхів), який дозволив оцінити погрішності для задач до розмірності, не перевищуючої $n = 70$. Графіки залежності погрішності від розмірності (n) розв'язуваних задач і від числа обмежень (m) наведені на (рис. 3,4) з яких видно, що погрішність алгоритмів зі збільшенням числа обмежень m асимптотично зменшується, а при $m \geq 50$ погрішність алгоритмів стабілізується і для задач лінійного програмування не перевищує 2%, а для задач квадратичного 5 – 10%. Рішення тестових задач показало, що збільшення діапазону зміни коефіцієнтів у функціоналі й обмеженнях призводить до різкого зниження погрішностей алгоритмів, перехід від нелінійностей одного порядку до нелінійностей більш високого порядку може призводити до незначного зростання погрішностей при невеликому числі обмежень, але з зростанням числа обмежень зростання погрішності дуже швидко компенсується. Експериментальне дослідження часової складності показало (рис. 5), що число оброблюваних векторів слабо залежить від числа обмежень і в середньому для алгоритмів часова складність не перевищує відповідно $O(0,1n^{4,9})$, $O(0,3n^{3,7})$ та $O(0,4n^{2,8})$.

У розділі 4 розглянуті паралельні алгоритми визначення оптимальних маршрутів і шляхів з максимальною пропускною спроможністю в телекомунікаційних мережах на основі рангового підходу з використанням переходу від вихідного графа G до стягнутого дерева всіх шляхів D_0 . Що дозволяє представити множину усіх шляхів $\{M_{st}\}$, між даною парою вершин s і t у вигляді наступного об'єднання підмножин $M_{st} = M_{st}^{r=1} \cup M_{st}^{r=2} \cup \dots \cup M_{st}^{r=n-1}$, де M_{st}^r – множини шляхів між вершинами s і t рангу r і розглядати її як задачу визначення шляху деякого рангу r мінімальної довжини в множині M_{st} . Відмінною рисою запропонованих алгоритмів є те, що на кожному кроці роботи порівнюються величини шляхів того самого рангу. Ця відмінність від відомих алгоритмів дозволяє зробити ефективне розпаралелювання алгоритму визначення

найкоротших шляхів у графі. На основі рангового підходу запропонована паралельна реалізація алгоритму Дейкстри для довільних повних графів, Часова складність якого для повних графів не перевищує $O(n)$.

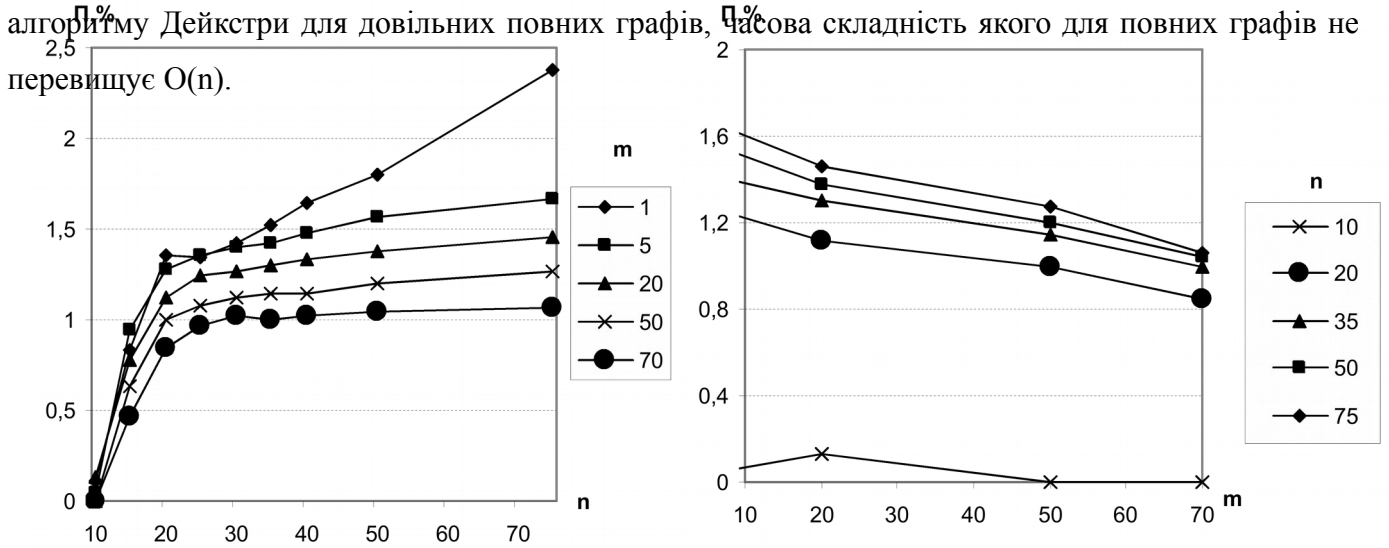


Рис. 3. Залежність середнього значення похибки алгоритму A_3 від розміру задачі лінійного булевого програмування (n) при відмінному числі обмежень (m)

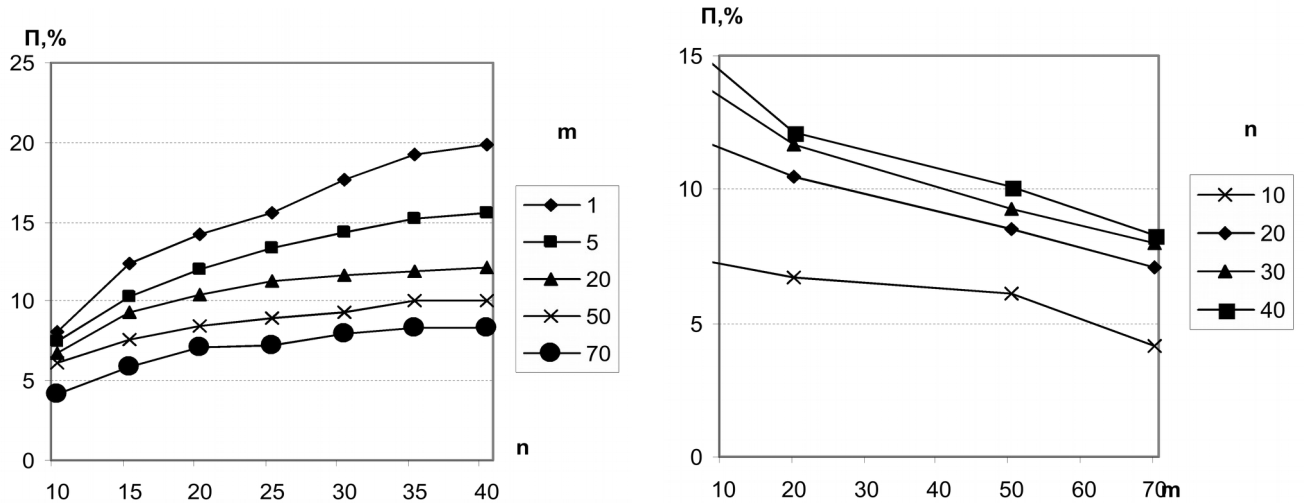


Рис. 4. Залежність середнього значення похибки алгоритму A_3 від розміру задачі квадратичного булевого програмування (n) при відмінному числі обмежень (m)

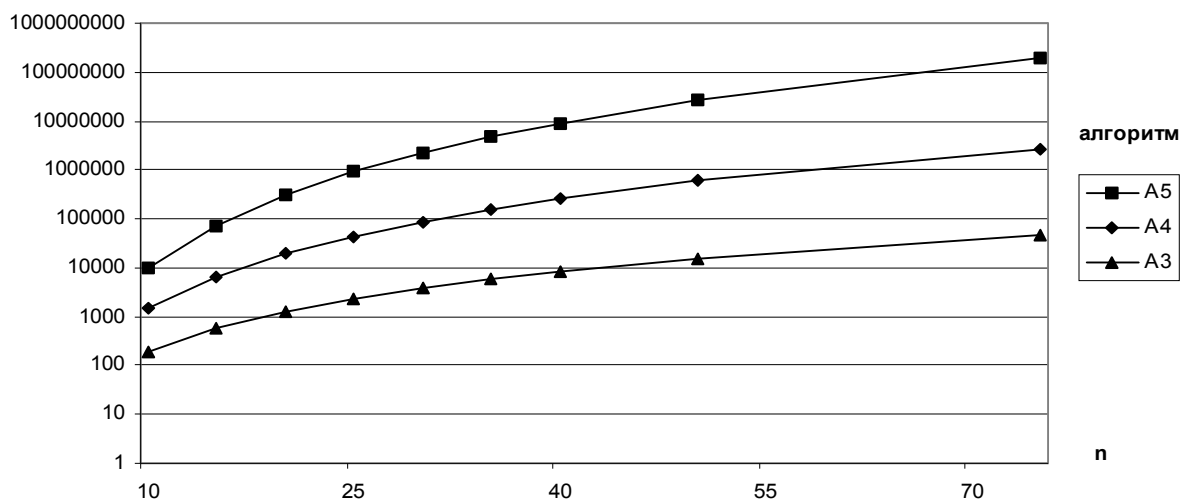


Рис. 5. Залежність числа оброблених векторів від розміру задачі квадратичного програмування для алгоритмів A_5, A_4, A_3

Часовий виграш при розпаралелюванні на основі алгоритму Форда пропорційний n/r_k , що визначається значенням середнього рангу найкоротшого шляху при рівномірному законі розподілу ваг довжин ребер приведений у таблиці 1.

Так з таблиці (1) видно, що для повного графа з 70 вершинами паралельний алгоритм у середньому за десять кроків визначить величину найкоротшого шляху.

Таблиця.1

Значення середнього рангу і максимального рангу найкоротшого шляху

| | | | | | | | | |
|-------|----|----|----|----|----|----|----|----|
| n | 25 | 30 | 35 | 40 | 45 | 50 | 60 | 70 |
| r_k | 7 | 8 | 8 | 8 | 9 | 9 | 9 | 10 |
| max r | 11 | 11 | 11 | 12 | 12 | 12 | 14 | 12 |

У розділі так само побудований ефективний алгоритм визначення шляхів з максимальною пропускнуною спроможністю, що відрізняється від відомих тим, що пропускна спроможність

мережі визначається не як $\min_k \left\{ \max_{(i,j) \in k} c_{ij} \right\}$, де k – будь-який s - t розріз у множині ребер E , c_{ij} –

пропускні здібності ребер графа мережі, а використовуючи лише властивість шляхів графа, що полягають в тім, що пропускна спроможність шляху μ_{st} визначається ребром $(i, j) \in \mu_{st}$ з

найменшою пропускною спроможністю c_{ij} тобто $C(\mu_{st}) = \min_{(i,j \in \mu_{st})} [c_{ij}]$. На відмінну від відомих алгоритмів Френка і Фриша, застосовних тільки для орієнтованих графів, запропонований алгоритм може бути застосований для довільних графів і має часову складність для повних графів, не переважаючи $O(n^2)$ для його послідовної реалізації і $O(n)$ при його паралельній реалізації на основі рангового підходу.

У розділі 5 розглянуті формальні моделі й алгоритми рішення комплексу задач динамічного управління потоками інформації в телекомунікаційних мережах на основі розробленого апарата рішення задач булевого програмування.

Задача розподілу зон управління в телекомунікаційних мережах

Функції адміністратора в мережі, для підвищення відмовостійкого функціонування мереж, повинні бути розподілені між декількома пунктами управління мережею, при цьому мережа розбивається на K -зон (доменів) і в кожній зоні управління розміщуються керуючі сервери, які здійснюють управління, кожний у своєму домені, й обмінюються службовою інформацією між собою. Критерієм вибору місця положення пунктів управління мережі є мінімум тривалості циклу управління, обумовленого часом збору інформації про стан об'єктів і доведення до них управляючої інформації. Таким чином, виникає задача розподілу пунктів управління в мережі, що забезпечує мінімальний сумарний час збору інформації про стан об'єктів мережі і доведення управляючої інформації до об'єктів мережі. У мережі, описаній графом $G(V, E)$, виділимо підграф $G'(V', E')$, визначаючий вузли мережі, які можуть виконувати функції управляючого сервера в мережі. З множини вузлів V' необхідно знайти або мінімальне число вузлів, яке б охопило управлінням усю мережу, або підмножину вузлів, яка мінімізує цикл управління в мережі, в умовах впливу перешкод.

Задача повинна вирішуватись з урахуванням деградації мережі, у реальному часі. Для кожної вершини графу $k \in V'$ відповідно до $G(V, E)$ можливо визначити множину абонентів $\{A_i\}$, які можуть бути опитані за час $t \leq t_{\text{доп}}$, будуючи дерева найкоротших шляхів з вершин $k \in V'$ (на основі алгоритмів, наведених у розділі 4) і при цьому всі абоненти, для яких час опитування $t_i > t_{\text{доп}}$, виключаються з підмножини $\{A_i\}$. Уведемо змінні β_{ij} та X_j , обумовлені наступними виразами

$$\beta_{ij} = \begin{cases} 1, \text{ якщо } i\text{-й абонент може бути опитаний за час } t \leq t_{\text{доп}} \text{ з } j \\ 0, \text{ у протилежному випадку} \end{cases}$$

$$x_j = \begin{cases} 1, & \text{якщо } j\text{-й вузел використовується у якості сервера} \\ 0, & \text{у протилежному випадку} \end{cases}$$

Тоді розглянуту задачу можна сформулювати в наступному виді.

Мінімізувати цільову функцію $L = \sum_{j=1}^M t_j x_j$, (16) задовольняючи обмеженням

$$\sum_{j=1}^M \beta_{ij} x_j \geq 1, \quad i = \overline{1, A}, \quad x_j \in \{0, 1\}, \quad t_j \geq 0. \quad (17)$$

В окремому випадку, коли $t_j = 1$, ми приходимо до задачі визначення мінімального числа серверів, що охоплюють управлінням усю мережу, при цьому в зоні j -го сервера виконується нерівність $t_j \leq t_{\text{доп } j} = \overline{1, J}$, де $J = |V|$.

Оптимальне планування розподілу задач у мережі, що забезпечує відмовостійке функціонування телекомунікаційних мереж

Для оцінки процесу управління розподілом задач у мережі будемо використовувати такі показники якості:

– коефіцієнт функціональної потужності мережі, який можна записати у вигляді

$$E_V(\vartheta_{\mu}^i) = \sum_{i=1}^{n_V} \sum_{\mu=1}^{m_i} \beta_{\mu i}, \quad \text{де } n_V \text{ – загальне число ПМ у мережі в стані } S_V; m_i \text{ – загальне число задач,}$$

що здатен вирішувати i -й ПМ у стані S_V ; $\beta_{\mu i}$ – вага μ -ї задачі i -го ПМ, що характеризує її важливість (пріоритет) для управляючої системи;

$T = \sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^n K_j p_i \tau_{ij} x_{ij}$ – сумарний час доступу до даних у мережі, обумовлений розміщенням

сегментів бази даних (БД) мережі на її фізичній структурі, де $\tau_{ij} = \frac{V_i^{(b)}}{\lambda_{ij}}$ – середній час вибору 1

кілобайта інформації з i -го фрагмента у вузлі j ; λ_{ij} – коефіцієнт, що враховує швидкість вибору й обробки 1 мегабайта даних при звертанні до i -го фрагмента БД у j вузлі; $V_i^{(b)}$ – ємність зовнішньої пам'яті, необхідної для розміщення i -го фрагмента БД; p_i – характеристика частоти використання i -го фрагмента БД при функціонуванні системи управління базою даних (СУБД); K_j – коефіцієнт, що показує швидкість доступу до даних на j -му вузлі мережі;

$$x_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{якщо фрагмент БД з номером } i \text{ розтосований у } j\text{-му вузлі мережі;} \\ 0, & \text{у протилежному разі;} \end{cases}; \quad T_v - \text{середній}$$

час відновлення мережі T_v .

Нехай мається $M_i \quad i = \overline{(1, n)}$ – управляючих процесорних модулів (ПМ), які служать для управління об'єктами O_ϵ . Відмови системи зв'язку і відмови ПМ вважаємо незалежними. Під станом $s(t)$ на момент часу t мають на увазі набір станів усіх модулів у цей момент, тобто $s(t) = \sigma_1, \dots, \sigma_n$, де $\sigma_i \in \{0, 1\}$ та

$$\sigma_i = \begin{cases} 1, & \text{якщо } M_i - \text{відмовивший модуль (о-ПМ);} \\ 0, & \text{якщо } M_i - \text{працездатний модуль (р-ПМ).} \end{cases}$$

Початковий стан системи $s(t=0) = s^0 = 00\dots 0$. Нехай Λ_n – множина усіх станів системи; $D = \{M_1, \dots, M_n$ – множина усіх модулів системи; $\Omega^v = \{U_1, \dots, U_L\}$ – множина усіх задач розв'язуваних у мережі в стані S_v ; $\Omega_i^v = \{U_1^i, \dots, U_\mu^i, \dots, U_m^i\}$ – підмножина задач, що працездатний модуль M_i здатний вирішувати, коли система знаходиться в стані S_v . Для стану s^0 задана множина $\Omega^0 = \{U_j\}$, $0 = \{U_j\}$, і початковий розподіл задач між усіма модулями, тобто підмножини $\Omega_i^v = \{U_1^i, \dots, U_\mu^i, \dots, U_m^i\}$. Нехай $D_v^f = \{M_i\}^v$, $D_v^r = \{M_i\}^v$ – множини відповідно ПМ які відмовили і працездатних ПМ, що відповідають стану S_v ; A_v^f – множина усіх власних задач модулів, що відмовили, для стану S_v ; $A_v^r = \Omega^0 \setminus A_v^f$ – множину усіх власних задач р-ПМ для стану S_v . Кожна задача $U_\mu^i \in \Omega_i^v$ характеризується ступенем важливості, що визначає мету функціонування системи управління і задається ваговим коефіцієнтом $\{\beta_{\mu i}\}$. Тоді результат перерозподілу задач визначається корисним ефектом E , оцінюваним сумарною ваговою характеристикою множин задач, вирішуваних в мережі у даному стані S_v , який називають функціональною потужністю мережі (E_v). Крім того, кожна задача має ряд інших параметрів. Наприклад, середній час обслуговування (перебування) задачі μ в i -му ПМ, що задається матрицею $\|\Delta T_{\mu i}\|$ $\mu = \overline{(1, m_i)}$; $i = \overline{(1, n_v)}$; час пересилання (затримки) $\|t_{\mu i}\|$, час пересилання (затримки) t_i повідомлень задачі μ в i -му ПМ і т.д. Тоді формальна модель задачі перерозподілу прийме такий вигляд. Необхідно забезпечити корисний максимальний ефект перерозподілу,

$$E_v = \sum_{i=1}^{n_v} \sum_{\mu=1}^{m_i} \beta_{\mu i} X_{\mu i} \rightarrow \max, \quad (18) \quad \text{при обмеженнях:} \quad \sum_{i=1}^{n_v} \sum_{\mu=1}^{m_i} \Delta T_{\mu i} X_{\mu i} \leq \Delta T_v^{\text{don}}; \quad (19)$$

$$\sum_{i=1}^{n_v} \sum_{\mu=1}^{m_i} V_{\mu i} X_{\mu i} \leq V_v^{don}; \quad (20) \quad \sum_{i=1}^{n_v} \sum_{\mu=1}^{m_i} t_{\mu i} X_{\mu i} \leq T_v^{don}; \quad (21) \quad \sum_{\mu=1}^{m_i} X_{\mu i} \leq 1, \quad (22) \quad \text{де}$$

$$X_{\mu i} = \begin{cases} 1, & \text{якщо } \mu - \text{ задача вирішується в } i - \text{ м ПМ;} \\ 0, & \text{у протилежному разі.} \end{cases} \quad (23); \quad \Delta T_v^{доп}, V_v^{доп}, T_v^{доп} \quad - \text{ припустимі}$$

граничні значення, відповідно, сумарного середнього часу обслуговування задачі в і-му ПМ, ємності пам'яті, необхідної для рішення задачі й часу перерозподілу інформації у всій мережі в цілому (визначається циклом відновлення інформації в мережі).

Обмеження (22) визначає, що задача може бути призначена для рішення тільки на один вузол мережі. Таким чином, задача перерозподілу (18 – 23) зводиться до багаторазового рішення задачі ЦЛП із БЗ в умовах деградації мережі, яку необхідно вирішувати в масштабі реального часу. Оскільки задача (18 – 23) при виникненні відмов у мережі повинна вирішуватись в комплексі з задачами реконфігурації бази даних мережі і відновлення мережі, розглянемо математичні моделі кожної з цих задач окремо і на їхній основі побудуємо загальний алгоритм рішення розглянутих задач.

Задача відображення фрагментів бази даних мережі на її фізичну структуру і оптимальний пошук інформації в ній в умовах деградації мережі

Виникнення відмов у мережі, пов'язаних з виходом з ладу елементів зовнішньої пам'яті, що містять сегменти баз даних (БД) мережі, можуть призвести до повного відмовлення мережі тому частина найбільш важливих фрагментів дублюють по різних вузлах мережі. Якщо число різних фрагментів бази даних мережі позначити через m , то для нормального функціонування мережі повинна виконуватись нерівність,

$$\sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^n x_{ij} \geq m, \quad \text{де}$$

$$x_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{якщо фрагмент БД з номером } i \text{ розташовано в } j - \text{ му вузлі мережі;} \\ 0, & \text{у протилежному разі.} \end{cases}$$

Якщо нерівність не виконується, то виникає необхідність у перерозподілі фрагментів БД на нову фізичну структуру мережі, що виникла в результаті відмов функціональних елементів мережі. При цьому показником якості перерозподілу фрагментів є сумарний час доступу до мережі. Математична модель задачі перерозподілу фрагментів БД має наступний вид:

$$T = \sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^n K_j p_i \tau_{ij} x_{ij} \rightarrow \min, \quad (24) \quad \text{при обмеженнях} \quad \sum_{i=1}^m V_i^{(b)} X_{ij} \leq V_j^{(b)} \quad j = \overline{(1, n)}, \quad (25)$$

$$\sum_{i=1}^m V_i^0 X_{ij} \leq V_j^{(0)}, \quad (26) \quad \sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^n t_{ij} X_{ij} \leq T_a, \quad (27) \quad \sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^n X_{ij} \geq m, \quad (28)$$

де V_j^0 – обсяг доступної для СУБД на вузлі j оперативної пам'яті; t_{ij} – середній час передачі даних по експлуатованих каналах зв'язку; T_d – припустимий сумарний час передачі даних по мережі.

У БД важливо організувати ефективний пошук інформації, з погляду мінімізації часу її пошуку. Припустимо, що m записів зберігається в n масивах інформації довжини C_j , $j = \overline{(1, n)}$ і потрібно знайти всі m записів і при цьому провести перегляд масивів як можна меншої довжини. Складемо матрицю $A = \|\alpha_{ij}\|$, у якій стовпці відповідають масивам, а рядки відповідають записам, що містяться в масивах. Елемент α_{ij} дорівнює 1, якщо в j -м масиві міститься i -я запис, і 0 у противному разі. Тоді нам потрібно знайти мінімальне число масивів, у яких містяться m записів, якщо масиви однакової довжини, чи визначити число масивів мінімальної довжини, у яких містяться всі m записів у випадку масивів різної довжини. Що дозволить переглядати не всі масиви БД, число яких у БД може бути досить велике, і за рахунок цього зменшити час пошуку інформації. Ця задача відома як задача про мінімальне зважене покриття й у даному випадку вона має вигляд

$$\min \sum_{j=1}^n C_j X_j, \quad (29) \quad \text{при обмеженнях} \quad \sum_{j=1}^n \alpha_{ij} x_j \geq 1, \quad i = \overline{(1, m)}; \quad j = \overline{(1, n)}; \quad x_j \in \{0, 1\}, \quad (30)$$

$$\alpha_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{якщо рядок } i \text{ покривається стовпцем } j; \\ 0, & \text{у противному разі} \end{cases}$$

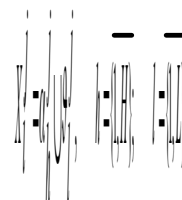
де n – число масивів; m – число записів,

які необхідно знайти в n масивах; C_j – довжина j -го масиву. Рішення задачі (29 – 30) на основі рангового підходу розглянуто в розділі 2.

Оптимальне планування відновлення телекомунікаційної мережі при відмовах її функціональних елементів

Нехай у процесі функціонування мережі в моменти часу t_1, t_2, \dots, t_i в ПМ виникають пакети відмов $\{y_j\}$, $j = \overline{(1, K)}$, і для усунення кожного пакета відмов $\{y_j\}$ потрібне виконання комплексу робіт P_j , реалізація якого можлива при наявності множини $\{X_i^j\}$ – необхідних засобів і

фахівців. Множину $\{X_i^j\}$ можна представити у вигляді об'єднання двох множин



(31) де α_h^j – множина засобів h-го типу, необхідних для виконання комплексу робіт P_j ; \mathcal{Q}_l^j – множина фахівців l-ї спеціальності, що можуть забезпечити виконання комплексу робіт P_j . Позначимо час відновлення, зв'язаний з усуненням $\{y_j\}$ пакета несправностей – t_{vj} . Він визначається:

1) часом $t_{кр}^j$ виконання робіт, лежачих на критичному шляху $\mu_{кр}^j$ у сітковому графіку

усунення j-ї відмови $t_{\epsilon\delta}^j = \sum_{q \in \mu_{\epsilon\delta}^j} t_q^j$, де t_q^j – час виконання q-ї критичної роботи P_{qj} по усуненню j-ї відмови;

2) часом чекання $t_{ож}^j$, що залежить від: а) часу виявлення $t_{обн}^j$ j-ї відмови; б) часу ухвалення рішення $t_{пр}^j$ на формування оптимального плану усунення відмови; в) часу доставки $t_{д}^j$ виділених, відповідно до плану $\bar{I}_r^j(t_i)$ засобів $X^j(t_i)$, у місця призначення для здійснення комплексу робіт P_j . Таким чином, час чекання визначається

$$t_{ож}^j = \begin{cases} t_{обн}^j + t_{пр}^j + t_{\delta}^j, & \text{якщо } X_j(t_i) \geq X_n^j(t_i); \\ t_{обн}^j + t_{пр}^j + t_{\delta}^j + \Delta t_r^j(t_i) \cdot \theta & \text{в протилежному разі,} \end{cases} \quad (32)$$

де Δt_r^j – затримка через $X_n^j(t_i)$.

у виконанні комплексу робіт P_j невиконання умови $X^j(t_i) \geq$

Єдиний показник, на який ми можемо впливати, за рахунок оптимального планування може полягати в розробці послідовності планів розподілів $\text{Pr}(t_1), \text{Pr}(t_2), \dots, \text{Pr}(t_i)$, (33) які забезпечують максимальну функціональну важливість виконання всього комплексу робіт. Породження планів $\text{Pr}(t_i)$ здійснюється в процесі багаторазового рішення наступної задачі:

$\sum_{j=1}^K b_j X_j \rightarrow \max$ (34) при обмеженнях: а) на кількість необхідних засобів h-го типу для відновлення j-го пакета відмовлень; б) на кількість фахівців l-ї спеціальності для відновлення j-го

пакета відмов $\sum_{j=1}^K \alpha_{h_j} X_j \leq \alpha_{h_0}, \quad h = \overline{(1, H)}; \quad (35) \quad \sum_{j=1}^K \mathcal{Q}_{l_j} X_j \leq \mathcal{Q}_{l_0}, \quad l = \overline{(1, L)}; \quad (36)$ де b_j –

сумарна важливість задач U_{μ} , що не можуть бути вирішені в о-Пм у результаті j-го відмовлення, тобто $b_j = \sum_{U_{\mu} \in A_r^j} \beta_{\mu}$ (37). За отриманим планом $\text{Pr}(t_i)$ знаходимо час чекання $t_{ож}$

групи в цілому, тобто $t_{іе}(\bar{I}_r(t_i)) = \sum_{j=1}^K t_{іе}^j X_j$ (38). Кожна робота P_j , що входить в оптимальний

план $\text{Pr}(t_i)$, характеризується часом $t_{кр}^j$ виконання робіт, що лежать на критичному шляху $\mu_{кр}^j$ у

сітковому графіку усунення j -ї відмови. Тому, сумарний час $t_{кр}^j$ критичних шляхів у групі дорівнює $t_{до}(I_r(t_i) = \sum_{j=1}^K t_{до}^j X_j$ (39). Тоді час відновлення T_v^* усього комплексу робіт з урахуванням наявних ресурсів буде визначатися співвідношенням $T_v^* = t_{кр} + t_{ож}$ (40). У випадку, коли передбачені резервні засоби, час переходу на резерв може бути враховане в часі відновлення.

Оптимальне планування передислокації пунктів управління в нестаціонарній телекомунікаційній мережі

Нехай мобільний абонент знаходиться в точці з координатами ϕ, β . Імовірність того, що він установить зв'язок з ПУ u_i дорівнює $P(d_i)$, де d_i – відстань від точки з координатами ϕ, β , до точки розташування u_i з координатами α_i, η_i . Величина $P(d_i)$ може розглядатися і як імовірність зв'язку з урахуванням рельєфу конкретної траси між зазначеними точками. Завдання полягає у визначенні мінімального числа ПУ і місць їхнього розміщення для забезпечення стійкого зв'язку. Для цього територію позиційного району представимо у вигляді матриці $A = \|a_{ij}\|$ з M рядками і N стовпцями, у якій елементи a_{ij} приймають значення, рівне 1, якщо ПУ, установлений на j позиції, може забезпечити виконання умови $P_{ij} \geq P_d$, (припустиме значення імовірності зв'язку), при цьому будемо говорити, що ПУ встановлений на j позиції покриває і квадрат, і $a_{ij} = 0$ – у противному разі. У загальному випадку задача оптимального розміщення ПУ зводиться до пошуку мінімального покриття всіх рядків у матриці A множиною стовпців, тобто необхідно знайти вектор x^* , який мінімізує цільову функцію $L = \sum_{j=1}^M c_j x_j \rightarrow \min$, і задовольняючий обмеженням

$$\sum_{j=1}^M a_{ij} x_j \geq 1, \quad i = \overline{1, A}, \quad \text{де} \quad x_j \in [0, 1], \quad c_j \geq 0$$

$a_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{якщо } i\text{-й елемент може бути покрит змінною } x_j, \\ 0 & \text{- у протилежному разі.} \end{cases}$

Коефіцієнти цільової функції c_j характеризують ступінь пристосованості позиції для розміщення на ній ПУ. Зокрема, у якості такого вагового коефіцієнта також може вибиратися час заняття позиції пунктом управління. Результатом рішення цих задач буде множина позицій, на якій необхідно розмістити ПУ. Для того ж, щоб визначити, який ПУ і на якій позиції повинен бути

встановлений, а також для оцінки доцільності маневру, необхідно вирішити транспортну задачу з мінімізацією максимального часу висування ПУ на позиції з місць їхньої дислокації.

Для рішення цих задач можуть бути застосовані алгоритми переборного типу, однак перебір усіх варіантів розміщення зажадає аналізу $C_M^m \times m! = \frac{M!}{(M-m)!}$ комбінацій. Для зменшення їхньої кількості і зниження, тим самим, тимчасової складності розв'язуваних задач, можна звести дану задачу до задачі про найменше покриття, методи рішення якої наведені в другому розділі даної роботи. Слід зазначити, що у випадку коли $c_j = 1$, для всіх j у розглянутій задачі визначається мінімальне число ПУ, що забезпечує управління заданим числом мобільних абонентів мережі.

Управління виконанням завдань у вузлах телекомунікаційної мережі

Дані, необхідні для рішення задач, і розв'язувані задачі вводяться в локальну пам'ять процесорних елементів. Усі задачі початкової множини $\Phi\{u_j\} \quad j = (\overline{1, L})$ зберігаються в загальній пам'яті багатопроцесорної системи (БПС) і при відмовах ПМ виробляється завантаження задач у пам'ять працездатних ПМ відповідно до знайденого плану розподілу. Стан системи визначимо як двійкий набір $\rho = (\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_n)$, де $\sigma_i = 0$ для працездатних ПМ і $\sigma_i = 1$ для непрацездатних ПМ. Число можливих станів дорівнює 2^n . Ефективність E_v БПС у стані s_v будемо характеризувати множиною задач, що може вирішувати обчислювальна система в цьому стані. Кожна задача характеризується ступенем важливості, що визначає мету функціонування системи і задається ваговими коефіцієнтами $E_v = \sum_{u_j \in \Phi_v} \beta_j$. Припустимо, що відомо час τ_j рішення задачі j , ємність пам'яті V_j , необхідна для збереження програм і даних, E^* – мінімально припустиме значення E_v , Q – мінімальний рівень відмовостійкості, T_d – мінімально припустимий час однократного рішення задачі. Вважаємо, що $\tau_j \leq T_d$, $V_j \leq V_d$, де V_d – припустима ємність пам'яті займаний задачею на всіх ПМ, тобто будь-яка задача $u_j \in \Phi$ може бути вирішена в будь-якому ПМ. Для визначення необхідного рівня відмовостійкості БПС Q^* необхідно:

1) визначити граничне число q -процесорних модулів $m \geq q$, при якому система залишається працездатною;

2) для кожного стану, що містить число працездатних ПМ $m \geq q$ знайти такий план розподілу задач, який би забезпечував максимальне значення сумарного коефіцієнта важливості при наявності обмежень на час рішення задач і ємність пам'яті, зайняти задачами і вихідними даними для їхнього рішення. Для довільного стану s_v розглянута задача може бути зведена до

наступної задачі булевого програмування $E^q = \sum_{j=1}^L \sum_{i=1}^q \beta_j X_{ij} \rightarrow \max$, (41) при обмеженнях

$$\sum_{j=1}^L t_j X_{ij} \leq T_a, i = (\overline{1, q}); \quad (42) \quad \sum_{j=1}^L V_j X_{ij} \leq V_a, i = (\overline{1, q}); \quad (43) \quad \sum_{j=1}^L X_{ij} \leq 1; \quad (44)$$

$X_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{якщо } j \text{ вирішується на } i\text{-му ПМ;} \\ 0, & \text{у протилежному разі.} \end{cases}$ Тут обмеження (44) означає те, що задача j

вирішується на одному ПМ.

Управління потоками інформації і маршрутизацією в телекомунікаційних мережах

Кожній передачі повідомлень від вузла i до вузла j приписується деяка імовірність P_{ij} перехоплення повідомлень. Із систем діагностики в циклі відновлення інформації в мережах вводяться дані про зміну матриць P_{ij} . Очевидно, що шляхи передачі повідомлень у мережі повинні утворювати остовне дерево графу G – чи мережі підграфу $G^{\wedge} \subseteq G$, визначеного адміністратором мережі для обміну інформацією між абонентами мережі. Потрібно знайти таке остовне дерево, що мінімізує величину $1 - \prod (1 - P_{ij})$. Запропоновано паралельний алгоритм побудови найкоротшого остовного (НО) дерева графа на основі рангового підходу з тимчасовою складністю не перевищуючої $O(n)$. Якщо порівняти розглянутий паралельний алгоритм визначення НО з паралельними алгоритмами визначення найкоротших шляхів (паралельна реалізація алгоритму Дейкстри, розділ 3) і перебування шляхів з максимальною пропускну здатністю (розділ 5), то не важко бачити, що вони усі можуть бути реалізовані на одній і тій же паралельній обчислювальній структурі (ПОС) яка розглянута у розділі 6. Отже, при використанні такої ПОС адміністратор мережі може задавати показник якості, на основі якого варто вибирати метод маршрутизації в мережі. Крім визначення оптимальних маршрутів і забезпечення скритності передачі інформації в мережі необхідно вміти оцінювати і пропускну здатність мережі. У підрозділі 3.3 роботи показано, що ця задача зводиться до рішення ЗНП, для якої в розділі 2 розроблені ефективні алгоритми її рішення.

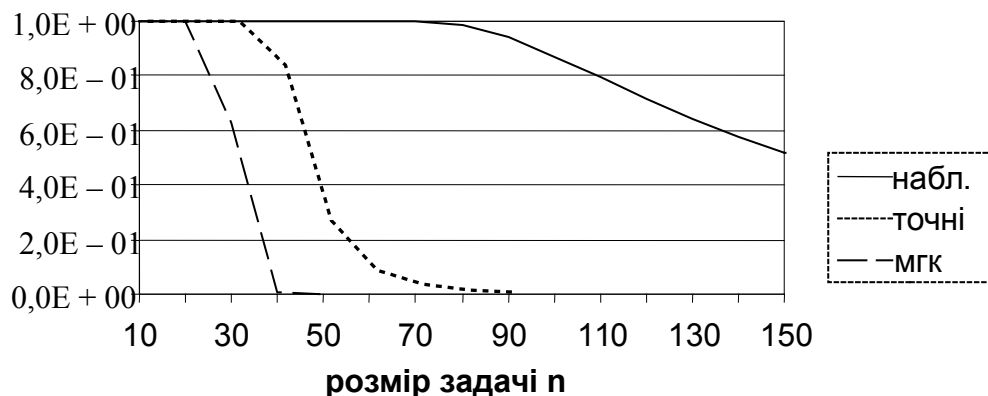


Рис. 6. Залежність показника оперативності рішення задач динамічного управління від розмірності розв'язуваних задач при $T_d = 3$ хв

На основі розроблених алгоритмів у розділі 5 і алгоритмів оптимальної маршрутизації, розглянутих у розділі 4, розроблений загальний алгоритм рішення задач динамічного управління функціонуванням мережі та проведена оцінка оперативності рішення задач динамічного управління в мережі на основі запропонованих алгоритмів у порівнянні з найкращими методами на основі ідей гілок та кордонів (МГК) див. рис. 6.

Таким чином у розділі 5 показано, що задачі: розподілу зон управління в мережі; розміщення пунктів управління мережі з мобільними абонентами; оцінки пропускної спроможності мережі; можуть бути зведені до рішення ЗНП методами, розробленими на основі рангового підходу в розділі 2, а також задачі: розподілу завдань у мережі в умовах її деградації; реконфігурації бази даних у мережі в умовах її деградації; відновлення об'єктів мережі в умовах її деградації; управління виконанням завдань у вузлах мережі зводяться до задачі ЦЛП із БЗ типу 0,1-рюкзак і теж можуть бути ефективно вирішені на основі алгоритмів, розроблених у розділі 2; задача визначення оптимальних маршрутів (найкоротших шляхів, з максимальною пропускною спроможністю чи з максимальною надійністю), а також задача забезпечення заданої скритності при передачі інформації з мережі, можуть бути ефективно вирішені на основі рангового підходу на ПОС. При цьому часовий виграш, для задачі визначення шляхів з максимальною пропускною спроможністю, та для задач визначення найкоротших шляхів і шляхів з максимальною надійністю пропорційний n .

Імітаційне моделювання процесу функціонування мережі показало, що рішення задач: перерозподілу завдань в мережі, у випадку відмовлення процесорних модулів на вузлах мережі, дозволяє збільшити значення показника E_B від 25 до 85%; оптимальне планування відновлення об'єктів мережі дозволяє підвищити від 2 до 10% значення K_T мережі та зменшити в 2 – 3 рази і більш час відновлення мережі. Оперативність рішення задач управління в мережах на основі рангового підходу суттєво вище, ніж у відомих методів, при цьому значення показника оперативності $P \geq 0,9$ може бути забезпечене для задач утримуючих, від 250 до 500 змінних. Оцінка часової складності алгоритму функціонування мережі, показала, що вона не перевершує $O(7n^3m)$ у випадку її реалізації на одно процесорній системі і $O(7n^2m)$ на ПОС із n -процесорами.

У розділі 6 запропоновані і проаналізовані абстрактні моделі організації паралельних обчислень на основі циклічної обробки інформації й адаптивності алгоритму обчислень до ширини алгоритму розв'язуваної задачі. Адаптація архітектури обчислювальної системи до

ширини алгоритму розв'язуваної задачі здійснюється за рахунок побудови (в процесі реалізації алгоритму рішення задачі) стягнутого дерева всіх шляхів цього алгоритму. Що дозволяє одержати мінімальну паралельну форму алгоритму реалізованої задачі. У розділі також розглянуті питання організації обчислювального процесу при рішенні задач булевого програмування на систолічних масивах.

У додатку приведені додаткові відомості задачі класу NP; аналіз стану дослідження ПОС; аналіз методів визначення найкоротших шляхів і задач динамічного програмування; оцінка достовірності моделювання задач управління в телекомунікаційних мережах; результати експериментальних досліджень розроблених алгоритмів.

ВИСНОВКИ

У даній роботі на основі теоретичних досліджень вирішена важлива науково-технічна проблема, пов'язана з підвищенням оперативності рішення задач управління в телекомунікаційних системах та мережах на основі рангових методів рішення задач булевого програмування і теорії графів.

Результати які отримані у роботі мають самостійне значення, їх можливо використовувати як при побудові перспективних систем управління працюючих у реальному часі, так і при побудові систем штучного інтелекту.

При рішенні сформульованої у дисертаційній роботі проблеми отримані наступні основні наукові та практичні результати.

Наукові результати

Створені наукові основи рангових методів рішення задач булевого лінійного та нелінійного програмування, а також теорії графів, застосування яких дозволяє підвищити оперативність управління в телекомунікаційних системах та мережах завдяки:

– зниженню часової складності алгоритмів їх рішення та, відповідно, зменшенню часу реалізації алгоритмів управління в телекомунікаційних системах та мережах;

– використанню рангового підходу до організації обчислювального процесу, утворюючого можливості ефективно розпаралелити процес рішення задач управління телекомунікаційними системами та мережами, що дозволяє додатково підвищити оперативність рішення задач управління в них.

Показано, що використання розроблених методів рішення задач булевого програмування і теорії графів дозволяє на основі єдиного підходу оперативно вирішувати наступний комплекс задач управління в телекомунікаційних системах та мережах:

– управління рішенням задач і використанням обчислювальних ресурсів мереж в умовах змінення її конфігурації;

- управління маршрутизацією сполучень з забезпеченням мінімальної затримки передачі інформації в мережі;
- оцінка пропускної спроможності в умовах змінення конфігурації мережі;
- забезпечення адаптивного управління в вузлах мережі, до змінюючогося потоку завдань;
- оцінка стану мережі і відбудова мережі у випадках відмов її функціональних елементів;
- адаптивне відображення логічної структури бази даних мережі на її фізичну структуру в умовах деградації мережі;
- планування розміщення рухливих центрів управління і комутації мережі при передислокації абонентів;
- керування перерозподілом зон управління між серверами мережі;
- управління оптимальним пошуком інформації в мережі.

На основі рангового підходу у роботі запропоновані паралельні алгоритми визначення найкоротших маршрутів з часовою складністю $O(n)$ для повно зв'язаних структур, а також послідовні та паралельні алгоритми визначення в мережах шляхів з максимальною пропускною спроможністю.

Розроблені алгоритми визначення шляхів з максимальною пропускною здатністю, що на відміну від відомих, дозволяють вирішувати дану задачу для мереж, які моделюються довільними графами. Часова складність розробленого послідовного алгоритму не перевищує $O(n^2)$ і $O(n)$ паралельного алгоритму при його реалізації на n процесорних елементах, що дозволяє в n разів скоріше вирішувати задачу визначення шляхів з максимальною пропускною спроможністю в телекомунікаційних мережах та забезпечити управління мережею у реальному часі.

Розроблен комплексний підхід який дозволяє з єдиних позицій вирішувати широке коло задач управління телекомунікаційними системами та мережами, у вигляді універсального метода рішення довільних комбінаторних задач та задач оптимізації на графах, що уособлює загальну схему їх рішення. Можливості використання метода продемонстровані на широкому колі задач теорії графів та довільних задач булевого програмування, показано, що їх використання дозволяє знизити часову складність та погрішність рішень, які ми отримуємо.

Результати, які отримані на основі теореми розділу 3, дозволили вагомо знизити часову складність та погрішність рішення задач: визначення мінімальних вершинних покриттів і незалежних максимальних множин; оптимального фарбування графів, що має широке прикладне значення при створенні обчислювальних систем та мереж.

Розроблені алгоритми поліноміальної складності дозволяють одноманітно, з невеликою погрішністю (яка зменшується з підвищенням числа обмежень) вирішувати задачі лінійного та нелінійного булевого програмування на запропонованій паралельній структурі циклічного типу.

Практичні результати.

Використання розроблених рангових методів рішення задач булевого програмування і теорії графів дозволяє одноманітно і оперативно вирішувати задачі управління телекомунікаційними мережами.

Імітаційне моделювання алгоритму функціонування мережі показало, що :

– рішення задач перерозподілу завдань в мережі , у випадку відмови процесорних модулів на вузлах мережі, дозволяє підвищити значення показника E_v від 25% до 85% (що дозволило підвищити ефективність управління мережами – акт реалізації в в/ч А-0161, 1998р.);

– оптимальне планування відбудови об'єктів мережі дозволяє зменшити у 2-3 рази та більше час відбудови мережі, що позитивно впливає на управління телекомунікаційними системами та мережами у цілому.

Оперативність рішення задач управління в телекомунікаційних мережах на основі рангового підходу на порядок вище, ніж у відомих методів. При цьому, значення показника оперативності $P \geq 0,9$ може бути забезпечено для задач що мають від 250 до 500 змінних.

Оцінка часової складності алгоритму функціонування мережі показала, що вона не перебільшує $7 \cdot O(n^3m)$, у випадку її реалізації на одно процесорній системі, та $7 \cdot O(n^2m)$ на ПОС з n процесорами.

Ранговий підхід може бути основою для створення наближених методів рішення NP-повних задач. Так, використання рангових алгоритмів до організації паралельних обчислень дозволило підвищити у 100 разів продуктивність пристрою управління роботизованої лінії виробництва. При цьому, умовний економічний ефект склав 7млн. руб. (Акт впровадження результатів дисертаційної роботи на заводі «Маяк» м. Курск, 1992р.).

На основі розроблених методів рішення задач булевого програмування і теорії графів запропонована архітектура паралельних обчислювальних структур циклічного типу для рішення задач динамічного управління в телекомунікаційних мережах, яка дозволяє вирішувати задачі управління з високою оперативністю.

У роботі запропоновані і проаналізовані абстрактні моделі організації паралельних обчислень на основі циклічної обробки інформації й адаптивності алгоритму обчислень до ширини алгоритму розв'язуваної задачі.

Адаптація архітектури обчислювальної системи до ширини алгоритму здійснюється за рахунок побудови у процесі реалізації алгоритму рішення задачі стягнутого дерева всіх шляхів, що дозволяє одержати максимальну паралельну форму алгоритму виконуваної задачі (одержуємо алгоритм мінімальної висоти).

ПОС циклічного типу, які реалізовано на основі розглянутих моделей організації паралельних обчислювань, мають можливість нарощування своєї продуктивності за рахунок збільшення вкладеності системи

Запропоновано архітектуру ПОС циклічного типу, що дозволяє уникати конфліктні ситуації при обмінних операціях, що може дозволити ефективно вирішувати на таких ПОС сильно зв'язані задачі.

Застосування циклічних ПОС для реалізації алгоритмів з регулярною структурою дозволяє істотно знизити апаратні витрати фактично без втрат у швидкодії.

Запропонована модель організації паралельних обчислень дозволяє розробляти мови паралельного програмування високого рівня в термінах звичного математичного апарата, оскільки спеціалізація процесорів на групу алгоритмів $\{A_j\}$ може дозволити вирішувати цілі класи задач.

Достовірність отриманих результатів підтверджується даними математичного моделювання та добрим збіганням теоретичних результатів з експериментальними дослідженнями, а також практичним впровадженням результатів роботи. (акти реалізації в в/ч А-0161,1998р., акт впровадження результатів роботи на заводі «Маяк» м. Курск 1992р., заключення по використанню результатів досліджень в підрозділах міністерства оборони 1991р., 1992р.)

Розроблені в дисертації методи рішення задач дискретної оптимізації і теорії графів в подальшому можливо використовувати при створенні перспективних систем автоматичного управління, які роблять у реальному часі, а також при побудові систем штучного інтелекту на основі баз знаній, та в системах економічного планування в різних галузях господарства.

СПИСОК ОПУБЛІКОВАНИХ ПРАЦЬ ПО ТЕМІ ДИСЕРТАЦІЙНОЇ РОБОТИ

1. *Методы моделирования и дискретной оптимизации вычислительных систем реального времени.* В.Я. Жихарев, В.М. Илюшко, Л.Г. Кравец, С. В. Листровой, В.С. Харченко // Под ред. В.Я. Жихарева, Харьков – Житомир, ЖГУ, 2004.– 494 с.
2. *Листровой С.В. Певнев В.Я.* Вопросы построения параллельных вычислительных систем и параллельный алгоритм для решения задачи о кратчайшем пути // Электрон. моделирование.– 1990. –Т. 12, № 1.-С. 14 – 23.
3. *Листровой С.В.* Архитектура параллельных вычислительных систем циклического типа // Электрон. моделирование.– 1992.– том 14, № 2. – С. 28–36.
4. *Листровой С.В.* Параллельный алгоритм для задачи о кратчайших маршрутах на графе // Изв. АН СССР. Техническая кибернетика. – 1990.– № 4.– С.189 – 196.
5. *Листровой С.В., Хрин В.Н.* Параллельный алгоритм определения путей с максимальной пропускной способностью // Кибернетика и системный анализ.– 1998.– № 2. – С. 125 – 134.
6. *LISTROVOY S.V., GOLUBNICHYIY D. Yu. and LISTROVAYA E.S.* Solution Method on the Basis of Rank Approach for integer Linear Programming Problems with Boolean Variables // Engineering Simulation, 1999, Vol. 16, pp.707 – 725.

7. *LISTROVOY S.V., TRETIAK V.F. and LISTROVAYA A.S.* Parallel Algorithms of Calculation Process Optimization for the Boolean Programming Problems // *Engineering Simulation*, 1999, Vol. 16, pp. 569–579.

8. *LISTROVOY S.V. and GUL A. Yu.* Method of Minimum Covering Problem Solution on the Basis of Rank Approach // *Engineering Simulation*, 1999, Vol. 17, pp. 73 – 89.

9. *Листровой С.В.* Метод решения задачи 3 выполнимость // *Электрон. моделирование.*– 2001.–№ 6.– С. 66 – 76.

10. *Листровой С.В. Яблочков С.В.* Метод решения задачи определения минимальных вершинных покрытий и независимых максимальных множеств // *Электронное моделирование.*– 2003г. – Т. 25, № 2. – С. 31– 40.

11. *Листровой С.В., Гуль А.Ю.* Метод решения задачи о минимальном покрытии на основе рангового подхода // *Электрон. моделирование.*– 1999. – № 1. – С. 58 – 70.

12. *Листровой С.В., Голубничий Д.Ю., Листровая Е.С.* Метод решения задач целочисленного линейного программирования с булевыми переменными на основе рангового подхода // *Электрон. моделирование.* – 1998. – Т. 20, № 6. – С. 14 – 32.

13. *Листровой С.В.* Параллельный алгоритм для решения задачи линейного программирования с булевыми переменными // *Электронное моделирование.* – 1991. – Т 13, № 3. – С. 29 – 32.

14. *Листровой С.В., Третьяк В.Ф., Листровая Е.С.* Параллельные алгоритмы оптимизации вычислительного процесса для задач булевого программирования // *Электронное моделирование.* – 1998. – № 5. – С. 23 – 33.

15. *Листровой С.В., Хрин В.Н.* О возможности решения задач оптимального распределения ресурсов при управлении сложными системами в реальном масштабе времени // *Известия АН России. Техническая кибернетика.* – 1992. – № 4. – С.125 – 133.

16. *Листровой С.В., Симашкевич О.Н.* Об использовании гарантированных прогнозов в методах решения задач булевого программирования // *Электронное моделирование.* – 2003. – Т. 25, № 4.–С. 89 – 103.

17. *Листровой С.В., Хрин В.Н., Вешкин Д.М.* Исследование вычислительной сложности алгоритма определения путей с максимальной пропускной способностью // *«Обработка информации и обеспечение надежности систем управления»*, Харьков: НАНУ, ПАНИ, ХВУ. – 1997, С. 137 – 140.

18. *Листровой С.В., Певнев В.Я.* О возможности распараллеливания комбинаторных задач на дереве путей графа // *Всесоюзный семинар Вопросы оптимизации вычислений*, докл. Киев: Институт кибернетики им. В.М. Глушкова АН УССР, 1987, 223 с.

19. Королев А.В., Крючков О.М., Листровой С.В., Третьяк В.Ф. Оптимальное планирование реализации алгоритмов в вычислительных системах // Промышленность стройматериалов, энергоресурса сбережения в условиях рыночных отношений. ч8. Математическое моделирование и информационные технологии. Труды международной конференции. – Белгород. –1997. – С. 163 – 171.

20. Листровой С.В., Яблочков С.В. Метод решения задач «вершинное покрытие» и «независимое множество» // Системы обработки информации, Харьков, НАНУ, ПАНИ, ХВУ.–2001р, вып. 2001, С. 136 – 141.

21. Листровой С.В., Дробот О.А, Тимочко О.И. Алгоритм для идентификации изображений, работающий в масштабе реального времени // Искусственный интеллект. – Донецк: Национальная академия наук Украины. Институт проблем искусственного интеллекта .–2003.– С. 173 – 178.

22. Листровой С.В., Голубничий Д.Ю. Алгоритм решения одномерной задачи (0,1)-рюкзак Сб. статей "Информационные системы". – Харьков: НАНУ, ПАНИ, ХВУ, 1995, С. 59 – 62.

23. Листровой С. В. Гуль А.Ю. Листровая Е.С. Точный алгоритм решения задачи о минимальном покрытии // Сборник научных трудов Информатика Вып.5 Киев НАНУ – Наукова думка 1998, С. 32 – 36.

24. Королев А.В., Листровой С.В., Третьяк В.Ф. Эффективность параллельных алгоритмов оптимизации вычислительного процесса // Информационно-управляющие системы на ж.-д. транспорте. – 1997. – № 1. – С. 85 – 91.

25. Листровой С.В., Тимочко А.И., Гуль А.Ю. О возможностях построения интеллектуальных вычислительных систем // Радиоелектронні і комп'ютерні системи Харків: „ХАІ” № 3, 2003р., С. 155 – 163.

26. Устройство для определения путей в графе: А.С.1462352 МКИ 06F15/20 Листровой С.В. и др.– № 4306139(СССР); Заявлено 04.08.87.Опубл.28.02.89, Бюл. № 8. – 6с. ил.

27. Устройство для решения задач на графах: А.С.17658332 МКИ 06F15/20 Листровой С.В.и др. – № 4729168(СССР); Заявлено 09.08.89.Опубл.30.09.92, Бюл. № 36.– 3с. ил.

28. Устройство для решения задач на графах: А. С. 1832310 МКИ 06F15/20 Листровой С.В. и др. – № 4786697(СССР); Заявлено 30.01.90. Опубл.07.08.90, Бюл. № 29. – 4с. ил.

29. Устройство для решения задач на графах: А. С. № 1639303 МКИ 06F15/20 Листровой С.В. и др. – № 4474346(СССР); Заявлено16.08.88. Опубл.01.12.90, Бюл. № 72.– 2с. ил.

30. Устройство для решения задач на графах: А. С. 1705841 МКИ 06F15/20 Листровой С.В. и др. – № 4828057(СССР); Заявлено05.03.90. Опубл.15.01.92, Бюл. № 2.– 7с. ил.

31. Устройство для решения задач на графах: А.С. 2478401 МКИ 06F15/20 Листровой С.В. и др. – № 4784401(СССР); Заявлено 18.01.90.Опубл.30.08.93, Бюл. № 32.– 10с. ил.

АНОТАЦІЯ

Лістровий С.В. Оперативне управління телекомунікаційними системами та мережами на основі рангових методів рішення задач булевого програмування та теорії графів – Рукопис.

Дисертація на здобуття ученого ступеня доктора технічних наук за фахом 05.12.02-«Телекомунікаційні системи і мережі». – Українська державна академія залізничного транспорту, Харків, 2005.

Дисертація присвячена підвищенню оперативності рішення задач управління у телекомунікаційними системами та мережами, моделями яких є оптимізаційні задачі булевого програмування і теорії графів і розробці архітектури паралельних обчислювальних систем для їхньої реалізації. У роботі запропоновані методи рішення задач булевого лінійного і нелінійного програмування, а також задач оптимізації на графах на основі ідеї рангового підходу, що дозволили підвищити оперативність і точність рішення задач оптимального планування процесом управління в телекомунікаційних системах і мережах. Розроблено архітектуру циклічних ПОС, що дозволяють розпаралелити процес обчислень при оптимальному плануванні.

Ключові слова: дискретна оптимізація, теорія графів, NP-повні задачі, управління системами реального часу.

АННОТАЦИЯ

Листровой С.В. Оперативное управление телекоммуникационными системами и сетями на основе ранговых методов решения задач булевого программирования и теории графов – Рукопись.

Диссертация на соискание ученой степени доктора технических наук по специальности 05.12.02 – «Телекоммуникационные системы и сети». – Украинская государственная академия железнодорожного транспорта, Харьков, 2005.

Диссертация посвящена повышению оперативности решения задач управления в телекоммуникационных системах и сетях, на основе использования ранговых методов решения задач булевого программирования и теории графов, а также разработке параллельных вычислительных структур для их реализации. В работе предложены методы решения задач булевого линейного и нелинейного программирования, а также задач оптимизации на графах на основе идей рангового подхода, позволивших повысить оперативность и точность решения задач оптимального планирования процессом управления в телекоммуникационных системах и сетях. Разработаны циклические параллельные вычислительные структуры (ПВС), позволяющие распаралелить процесс вычислений при оптимальном планировании выполнения задач управления.

В первом разделе проведен анализ тенденций развития и особенностей построения телекоммуникационных и вычислительных сетей, работающих в системах реального времени. Выделен подкласс задач, решаемый в сети, при динамическом управлении потоками информации в сети, формальными моделями которых являются задачи булевого линейного и нелинейного программирования, а также оптимизационные задачи на графах. В разделе сформулирована проблема научного исследования.

Второй раздел посвящен разработке теории решения задач ЦЛП с БП на основе идей рангового подхода, который рассмотрен на примерах решения задач 0,1-рюкзак и задачи определения минимального покрытия и их экспериментальному исследованию.

В третьем разделе рассмотрен ранговый подход к решению задач булевого программирования на основе теории графов и булевой алгебры, а также к решению выделенного в разделе 1, с точки зрения решения задач управления в телекоммуникационных сетях, подкласса задач теории графов.

В четвертом разделе рассмотрены параллельные алгоритмы определения оптимальных маршрутов и путей с максимальной пропускной способностью в телекоммуникационных сетях на основе рангового подхода с использованием перехода от исходного графа G к стянутому дереву всех путей D_0 .

В пятом разделе рассмотрены формальные модели и алгоритмы решения комплекса задач динамического управления потоками информации в телекоммуникационных сетях на основе разработанного аппарата решения задач булевого программирования, к которым относятся:

- управление решением задач и использованием вычислительных ресурсов сети в условиях изменения ее конфигурации ;
- управление маршрутизацией сообщений в сети;
- оценка пропускной способности в условиях изменения конфигурации сети;
- обеспечение адаптивного, к изменяющимся потокам заданий, управления в узлах сети;
- оценка состояния сети и восстановление сети в случаях отказов ее функциональных элементов;
- адаптивное отображение логической структуры базы данных сети на ее физическую структуру и оптимального поиска информации в ней в условиях изменения конфигурации сети;
- планирование размещения подвижных центров управления и коммутации сети при наличии подвижных пунктов управления.

В шестом разделе предложены и проанализированы абстрактные модели организации параллельных вычислений на основе циклической обработки информации и адаптивности алгоритма вычислений к ширине алгоритма решаемой задачи. Разработаны параллельные вычислительные структуры для реализации алгоритмов, основанных на идеях рангового подхода.

В приложении приведены: дополнительные сведения о сводимости задач класса NP, анализ состояния вопроса исследования ПВС; анализ методов определения кратчайших путей и сводимости задачи динамического программирования к задаче определения кратчайших путей; оценка достоверности моделирования задач управления в телекоммуникационных сетях; результаты экспериментальных исследований разработанных алгоритмов.

Ключевые слова: дискретная оптимизация, теория графов, NP-полные задачи, управление системами реального времени.

ABSTRACT

Listrovoy S.V. Real-time control of telecommunication systems and networks on the basis of rank method of Boolean programming problems solution and on the basis of graphs theory. – Manuscript.

The dissertation is prepared for competition for a scientific degree of a doctor of engineering (speciality is No. 05.12.02 – telecommunication systems and networks). – Ukrainian state academy of a railway transportation, Kharkiv, 2005.

The dissertation is devoted to increasing effectiveness of control solution in telecommunication systems and networks on the basis of using rank methods of solving Boolean programming problems and graphs theory as well as development of parallel computing structures for their implementation. In the research work methods of solving Boolean linear and non-linear programming problems are suggested, as well as optimization problems on graphs on the basis of rank approach ideas permitting to increase effectiveness and accurateness of solving problems in optimal planning the process control in telecommunication systems and networks. Cyclical parallels' computing structures permitting to deparallelize the process of computations with optimal planning were developed.

Key words: discrete optimization, theory of graphs, NP-complete problems, real-time systems control.