

Міністерство освіти і науки України
Національний технічний університет
«Дніпровська політехніка»

Факультет інформаційних технологій
(факультет)

Кафедра системного аналізу та управління
(повна назва)

ПОЯСНЮВАЛЬНА ЗАПИСКА
кваліфікаційної роботи ступеня магістра

Студентки _____ Тазбаш Ольги Русланівни _____

академічної групи _____ 124м - 24-1 _____

спеціальності _____ 124 Системний аналіз _____

на тему: «Дослідження методів оптимального завантаження транспортних засобів в складі інтелектуальної системи підтримки прийняття рішень»

Керівники	Прізвище, ініціали	Оцінка за шкалою		Підпис
		рейтинговою	інституційно	
кваліфікаційної роботи	<i>к.т.н., доц. Желдак Т.А.</i>			
розділів:				
Інформаційно-теоретичний	<i>к.т.н. доц. Желдак Т.А.</i>			
Спеціальний	<i>к.т.н. доц. Желдак Т.А.</i>			
Рецензент	<i>д.т.н., проф. Алексєєв М.О.</i>			
Нормоконтроль	<i>к.ф.-м.н, доц. Хом'як Т.В.</i>			

Дніпро,
2024

ЗАТВЕРДЖЕНО:**завідувач кафедри**Системного аналізу та управління

(повна назва)

_____ к.т.н., доц. Т.А. Желдак

(підпис)

(прізвище, ініціали)

« _____ » _____ 2024 р.

ЗАВДАННЯ**на кваліфікаційну роботу****ступеня магістра**студентці Тазбаш О.Р. академічної групи 124м-23-1**спеціальності 124 Системний аналіз****на тему «Дослідження методів оптимального завантаження транспортних засобів в складі інтелектуальної системи підтримки прийняття рішень»**

затверджену наказом ректора НТУ «Дніпровська політехніка»

від «16» жовтня 2024 р. № 1388-с

Розділ	Зміст завдання	Термін виконання
<i>Інформаційно-теоретичний розділ</i>	<i>Дослідити метод глобальної оптимізації Tabu Search, та методи оптимізації. На основі їх аналізу виділити основні компоненти й принципи побудови інтелектуальної системи оптимізації задачі завантаження транспортних засобів.</i>	
<i>Спеціальний розділ</i>	<i>Розробити й реалізувати інтелектуальну систему, що знаходить глобальні екстремуми задачі оптимального завантаження продукції. Протестувати алгоритм для тестових даних. Вирішити практичну задачу оптимізації при зміні налаштувань розробленого алгоритму пошуку із заборонами.</i>	

Завдання видано _____

к.т.н., доц. Т.А. Желдак

(підпис)

(прізвище, ініціали)

Дата видачі завдання: «06» вересня 2024 р.

Завдання прийняла до виконанням _____

О.Р. Тазбаш

(підпис)

(прізвище, ініціали)

Термін подання кваліфікаційної роботи до ДЕК _____

РЕФЕРАТ

Пояснювальна записка: 76 с., 12 рис., 8 табл., 24 джерела, 7 додатків.

Мета: підвищення ефективності побудови планів розподілення ресурсів в процесі виконання замовлень шляхом зменшення кількості використаних палет.

Об'єкт дослідження: процес виконання замовлень на товари повсякденного вжитку в умовах підприємства ТОВ «С-ТРЕЙД».

Предмет дослідження: розробка методу оптимізації розподілу замовлень шляхом зменшення кількості використаних палет та побудова на його основі рекомендаційної інтелектуальної системи.

В роботі розроблюється алгоритм пошуку із заборонами, а також досліджується при різних значеннях параметрів короткої та довгої пам'яті. Засобом розробки програмного продукту стало середовище Visual Basic for Application Microsoft Excel.

В результаті роботи розроблено програмний продукт, який дозволяє розв'язувати задачі оптимізації за допомогою жадного алгоритму, метода «гілок та меж» і пошуку Tabu. Результати розрахунків подано у вигляді таблиць та графіків. Наведено детальний опис структури програми та проект по впровадженню та використанню програмного продукту. Отримані результати вказують на доцільність використання розробленого алгоритму для отримання високоякісних розв'язків розглянутої задачі.

Практична цінність роботи полягає в тому, що на основі даної роботи можна прийняти правильне рішення при виборі способу розподілу замовленої продукції та її оптимального завантаження у транспортні засоби, використовуючи розроблений алгоритм пошуку із заборонами, що дає кращі показники за часом, ніж обраний альтернативний метод оптимізації.

Ключові слова: ГЛОБАЛЬНА ОПТИМІЗАЦІЯ, ЛОКАЛЬНИЙ ПОШУК, ГЛОВЕР, ОДИНИЧНЕ ЗАВДАННЯ, ПРИНЦИП ПОШУКУ ІЗ ЗАБОРОНАМИ, МЕХАНІЗМ КОРОТКОЇ ТА ДОВГОЇ ПАМ'ЯТІ

THE ABSTRACT

Explanatory note: 76 p., 12 fig., 8 tab., 24 sources, 7 appendices.

Purpose: to increase the efficiency of building resource allocation plans in fulfilling orders by reducing the number of pallets used.

The object of research is the process of fulfilling orders for everyday goods under the conditions of the enterprise LLC "S-TRADE."

The subject of research: developing a method for optimizing order distribution by reducing the number of pallets used and building a recommendatory intelligent system based on it.

In the work, a search algorithm with prohibitions is developed and studied for different values of short and long-memory parameters. The software product development tool was the Visual Basic for Application Microsoft Excel environment.

As a result of the work, I developed a software product that solves optimization problems using a greedy algorithm, the "branch and bounds" method, and Tabu search. The calculation results are presented in the form of tables and graphs. A detailed description of the program structure and a project for implementing and using the software product are given. The results indicate the feasibility of using the developed algorithm to obtain high-quality solutions to the problem.

The practical value of the work is that based on this work, it is possible to make the right decision when choosing a method of distributing ordered products and their optimal loading into vehicles, using the developed search algorithm with prohibitions, which gives better time performance than the selected alternative optimization method.

Keywords: GLOBAL OPTIMIZATION, LOCAL SEARCH, GLOVER, SINGLE TASK, PRINCIPLE OF SEARCH WITH PROHIBITIONS, SHORT-TERM AND LONG-TERM MEMORY MECHANISM

ЗМІСТ

ВСТУП	6
1 ІНФОРМАЦІЙНО-АНАЛІТИЧНИЙ РОЗДІЛ	10
1.1 Опис підприємства	10
1.2 Характеристика методів рішення задач оптимізації	12
1.3 Жадібні алгоритми.....	15
1.4. Метод гілок і меж.....	17
1.5 Планування завдань	19
1.6 Постановка задачі дослідження	23
2 СПЕЦІАЛЬНИЙ РОЗДІЛ	28
2.1 Алгоритм пошуку Tabu.....	28
2.2 Дослідження розв’язання поставленої задачі різними методами	40
2.2.1 Розробка жадібного алгоритму	41
2.2.2 Розробка алгоритму методу гілок та меж	41
2.2.3 Розробка алгоритму пошуку із заборонами.....	42
2.3 Порівняння розроблених та протестованих методів вирішення задачі оптимізації.....	42
2.4 Оптимальне налаштування роботи алгоритму Tabu Search	47
2.5 Розробка проекту інтелектуальної системи.....	48
ВИСНОВКИ.....	56
СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ.....	57
ДОДАТКИ.....	59
ДОДАТОК А.....	59
ДОДАТОК Б	60
ДОДАТОК В	61
ДОДАТОК Г	69
ДОДАТОК Д.....	71
ДОДАТОК Е	73
ДОДАТОК Ж.....	76

ВСТУП

Актуальність оптимізації транспортних перевезень викликана основними тенденціями розвитку логістики, до яких відносяться наступні чинники:

1 Швидке зростання витрат на перевезення. Традиційні методи розподілу стали дорожчими у зв'язку із зростанням товарних цін і інфляцією;

2 Досягнення межі ефективності виробництва. Стає все важчим досягти істотного зниження виробничих витрат, тому що з виробництва вже «зняті всі сливки». З іншого боку, логістика залишається областю, де ще зберігаються значні потенційні можливості скорочення витрат фірми;

3 Комп'ютерні технології. Розвиток комп'ютерних технологій дозволяє здійснити на практиці концепцію логістики.

Задача полягає в дослідженні алгоритмів для розв'язання задачі оптимізації завантаження транспортних засобів ТОВ «С-ТРЕЙД» замовленою продукцією побутової хімії для подальшої поставки на дистрибуторів України та сформульована у наступному вигляді:

1) Задані та сформульовані замовлення дистрибуторів (по 260 позицій у кожному);

2) Дистрибутори замовляють лише присутню на складі імпортера продукцію (обговорюється з адміністратором департаменту продаж);

3) Із замовлень вилучені акційні позиції та набори;

4) Задані характеристики для кожного виду продукції ТМ «Евуар»;

5) Задана місткість палет, на які завантажують замовлену продукцію а також зазначено;

Необхідно знайти

- Оптимальне завантаження палети;

- Оптимальну кількість завантажених палет для вдоволення потреб дистрибуторів.

Зважаючи на таку постановку проблеми дана задача відноситься до класу задач комбінаторної оптимізації і полягає в наступному:

1 Розробити та реалізувати алгоритм пошуку із заборонами із використанням структур короткої та довгої пам'яті та декілька альтернативних алгоритмів;

3 Створити програмний продукт, призначений для розв'язання оптимізаційної задачі з використанням розроблених алгоритмів, дослідити ефективність їх застосування;

4 Використовуючи розроблене програмне середовище провести дослідження впливу значень змінних параметрів алгоритму пошуку Tabu на якість отриманих розв'язків для тестових задач різної розмірності.

5 Зробити висновки щодо доцільності використання запропонованого методу Tabu Search.

Наукова новизна отриманих в роботі результатів полягає в наступному:

- Вперше застосовано алгоритм пошуку із заборонами для задачі оптимального завантаження транспортних засобів;

- Досліджено налагодження запропонованого алгоритму з метою покращення показників якості його роботи;

- Отримані оптимальні значення налаштувань в межах припустимого часу розрахунків.

1 ІНФОРМАЦІЙНО-АНАЛІТИЧНИЙ РОЗДІЛ

1.1 Опис підприємства

З 1996 р. по 2007 р. компанія як напрямок "Побутова Хімія" у структурі Корпорації "Логос" (Україна) займалася імпортом і дистрибуцією товарів побутової хімії, косметики і засобів особистої гігієни турецьких, італійських, польських і російських виробників.

У 2008 р. утворена компанія «С-ТРЕЙД» як нове спільне Турецько-Українське підприємство, а також отриманий статус офіційного імпортера компанії Евуар на Україні.

Компанія «С-ТРЕЙД» пропонує якісні товари побутової хімії, косметики й аерозольної продукції. Місією компанії є підвищення ступеня задоволеності життям людей шляхом надання товарів вищої якості за гідну ціну.

Принципи роботи:

- Партнерський стиль ведення бізнесу;
- Професійний підхід у всіх проявах діяльності компанії;
- Чесність, порядність, відданість.

Бачення: Підвищення ефективності основної діяльності компанії, шляхом партнерського стилю ведення бізнесу, за рахунок професійного підходу і високоефективних проектів.

Ціль: Стати трейдинговою компанією - вхідної в трійку лідерів на ринку України.

Стратегічні цілі:

- Створення найбільш повного і збалансованого асортиментного портфеля повною мірою задовольняючої потреби, як торговельних точок (усіх форматів), так і кінцевого споживача;

- Створення міцних партнерських відносин з постачальниками і клієнтами;

- Побудова сильної команди професіоналів;

- Диверсифікованість і розширення діяльності, нові ринки і продукти.

Структура компанії «С-ТРЕЙД» включає:

а) 4 департаменти (маркетингу, продажів, логістики і фінансів), що, у свою чергу, розділяються на ряд відділів;

б) 1 адміністративний відділ (служба безпеки);

г) 3 адміністративні штатні одиниці (HR-менеджер, юрисконсульт і офіс-менеджер);

д) Штат компанії з урахуванням представників у регіонах складає 160 чоловік

Компанія «С-ТРЕЙД» здійснює прямі продажі на території України через 20 дистриб'юторів і 5 національних мереж. Запорука успіху компанії «С-ТРЕЙД» ґрунтується на професійній команді і стратегічному плануванні.

Кожен менеджер по продажах підтримується:

1 Національними зборами;

2 Квартальними тренінгами;

3 Промоційною активністю;

4 Мотиваційною системою;

У структуру відділу продажів інтегрований відділ по роботі з VIP-клієнтами. Чисельність співробітників відділу - 72 чоловік. Уся територія України покривається продажами різної продукції з загального портфеля брендів. Дистрибуція продукції Евуар здійснюється нашою компанією на 50% території України.

На сьогоднішній день ключовими в товарному портфелі компанії є бренди компанії Евуар. Обсяг продажів по даній продукції складає більш 90% від загального товарообігу. Компанія стежить за тенденціями і змінами ринку побутової хімії і вкладає ресурси у виведення нових брендів для розширення свого асортиментного портфеля.

Дистрибуторська мережа компанії складається в роботі з:

- 14 дистрибуторами на території України (контракти Evuar);
- 12 національними і мультинаціональними роздрібними мережами (табл. 1.1).

Таблиця 1.1 – Національні та міжнародні роздрібні мережі

№	Національні і мультинаціональні роздрібні мережі	Кількість торгових точок	Територія обслуговування	Тип торгових точок
1	МЕТРО С&С	18	Україна	Cash&Carry
2	АШАН	1	Україна	Гіпермаркети
3	АТБ	220	Україна	Супермаркети
4	ВАРУС	17	Україна	Супермаркети
5	ЕВА	121	Україна	Спеціалізовані магазини
6	ТАРГЕТ	5	Харків	Гіпермаркети
7	ФУРШЕТ	56	Україна	Супермаркети
8	ЕКОМАРКЕТ	19	Україна	Супермаркети
9	ФОЗЗІ	12	Україна	Супермаркети
10	ВЕЛИКА ЛОЖКА	23	Україна	Супермаркети
11	АМСТОР	20	Україна	Супермаркети
12	ЕПІЦЕНТР	12	Україна	Гіпермаркети
13	НОВА ЛІНІЯ	8	Україна	Гіпермаркети
	ВСЬОГО	532		

- прями продажі здійснюються в 382 магазинів;
- 793 магазинами місцевих і національних роздрібних мереж (продукція поставляється місцевими дистрибуторами).

Компанія «С-ТРЕЙД» забезпечує бюджет для:

- 1 Роздрібних мереж (місцевих і мультинаціональних): плата за входи, бонуси, промо-заходи і т.д;
- 2 Трейд-промо заходів;
- 3 Мотивації дистрибуторів і їхньої торгової команди.

За кожним із дистрибуторів закріплена територія продажу товару (табл. 1.2):

Таблиця 1.2 – Доля продаж кожної області та національних мереж.

Область	Населення, тис. чол.	Частка продаж, %
Національні мережі	-	15,2
м. Київ	4841	15,1
Дніпропетровська	3568	13,8
Київська	1828	12,9
Львівська	2034	12,2
Одеська	2546	9,8
Харківська	2914	8,6
Запорізька	1929	6,8
Сумська	1300	5,6

Зобов'язання дистрибуторів:

- 1 Підтримувати мінімальний складський обсяг;
- 2 Підтримувати і замовляти обов'язковий асортиментний ряд;
- 3 Додержуватися торговельної політики;
- 4 Підтримувати встановлений поділ території і клієнтську базу.

ТОВ "С-ТРЕЙД" гарантує:

- 1 Мінімальний прибуток і поділ території;
- 2 Рівну цінову політику між дистрибуторами.

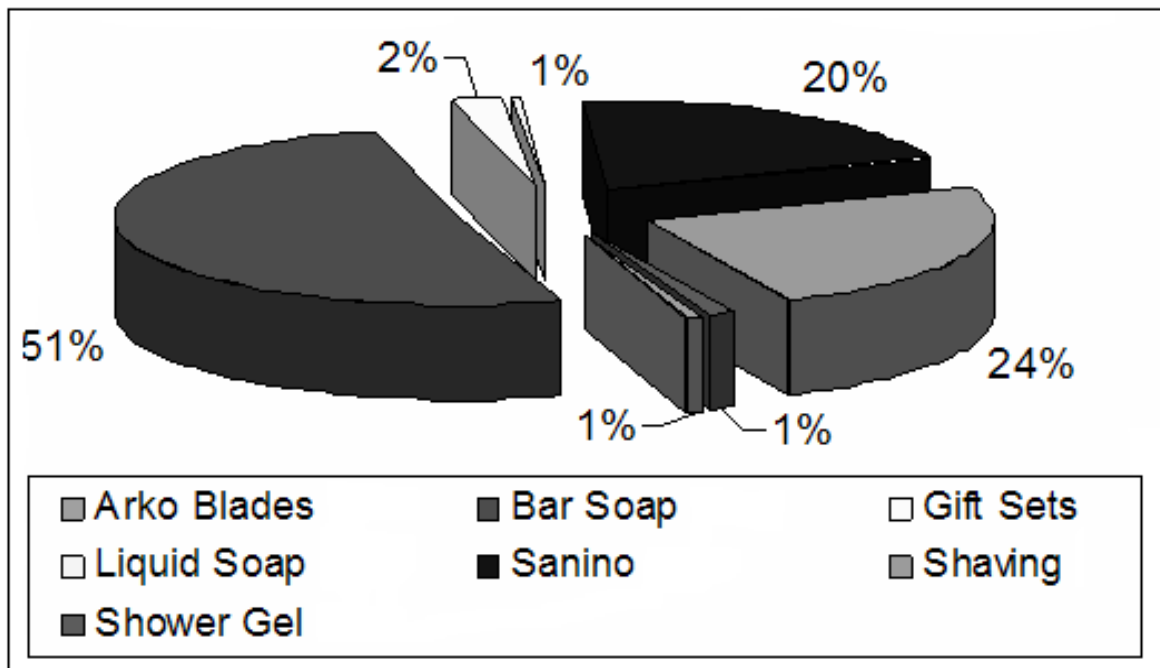


Рис. 1.1 – Структура продаж продукції Евуар.

На рис.1.1 показана кругова діаграма відображення продажів продукції Евуар розподілених по групам товарів, таких як:

- 1 Засоби для гоління Arko;
2. Рідке мило;
- 3 Гелі для душу;
- 4 Тверде мило;
- 5 Зубна паста Sanino;
- 6 Набори;
- 7 Бритвені системи.

1.2 Характеристика методів рішення задач оптимізації

Під загальною задачею оптимізації розуміють наступну задачу: задана множина X і функція $f(x)$, визначена на X , для якої необхідний визначити її максимальне або мінімальне значення. Ця задача може бути записана так:

$$f(x) \rightarrow \min(\max), x \in X. \quad (1.1)$$

Функція $f(x)$ називається цільовою функцією, X - припустимою множиною. Задача (1.1) називається задачею безумовної оптимізації, якщо $X = E_n$, тобто якщо вона має вигляд $f(x) \rightarrow \min(\max), x \in E_n$.

Задача (1.1) називається задачею умовної оптимізації, якщо X - власна підмножина простору E_n , тобто $X \subset E_n$.

Окремий клас умовних задач оптимізації складають задачі математичного програмування, що поділяються на задачі лінійного програмування (цільова функція й обмеження лінійні) і задачі нелінійного програмування.

Загальною задачею лінійного програмування називається задача, що складається у визначенні максимального (мінімального) значення функції:

$$F = \sum_{j=1}^n c_j x_j \quad (1.2)$$

при умовах:

$$\sum_{j=1}^n a_{ij} x_j \leq b_i \quad (i = \overline{1, k}) \quad (1.3)$$

$$\sum_{j=1}^n a_{ij} x_j = b_i \quad (i = \overline{k+1, m}) \quad (1.4)$$

$$\text{та } x_{ij} \geq 0 \quad (j = \overline{1, l}, l \leq n), \quad (1.5)$$

де a_{ij} , b_i , c_j - задані постійні величини і $k \leq m$. Функція (1.2) - цільова функція, (1.3)-(1.5) - обмеження задачі.

При рішенні конкретної задачі оптимізації дослідник насамперед повинний вибрати математичний метод, що приводив би до кінцевих результатів з найменшими витратами на обчислення або ж давав можливість одержати найбільший обсяг інформації про шукане рішення. Вибір того або іншого методу в значній мірі визначається постановкою оптимальної задачі, а також використовуваною математичною моделлю об'єкта оптимізації.

В даний час для рішення оптимальних задач застосовують в основному наступні методи:

- методи дослідження функцій класичного аналізу;

- методи, засновані на використанні невизначених множників Лагранжа;
- варіаційне вирахування;
- динамічне програмування;
 - принцип максимуму;
 - лінійне програмування;
 - нелінійне програмування.

Останнім часом розроблений і успішно застосовується для рішення визначеного класу задач метод геометричного програмування.

Як правило, не можна рекомендувати який-небудь один метод, якому можна використовувати для рішення усіх без винятку задач, що виникають на практиці. Одні методи в цьому відношенні є більш загальними, інші - менш загальними. Нарешті, повну групу методів (методи дослідження функцій класичного аналізу, метод множників Лагранжа, методи нелінійного програмування) на визначених етапах рішення оптимальної задачі можна застосовувати в сполученні з іншими методами, наприклад динамічним програмуванням або принципом максимуму.

Відзначимо також, що деякі методи спеціально розроблені або щонайкраще підходять для рішення оптимальних задач з математичними моделями визначеного виду. Так, математичний апарат лінійного програмування, спеціально створений для рішення задач з лінійними критеріями оптимальності і лінійних обмежень на перемінні і дозволяє вирішувати більшість задач, сформульованих у такій постановці. Так само і геометричне програмування призначене для рішення оптимальних задач, у яких критерій оптимальності й обмеження представляються спеціального виду функціями позиномами.

Динамічне програмування гарне пристосовано для рішення задач оптимізації многостадійних процесів, особливо тих, у яких стан кожної стадії характеризується відносно невеликим числом перемінні стани. Однак при наявності значного числа цих перемінних, тобто при високій розмірності

кожної стадії, застосування методу динамічного програмування важко внаслідок обмежені швидкодії й обсягу пам'яті обчислювальних машин.

Мабуть, найкращим шляхом при виборі методу оптимізації, найбільш придатного для рішення відповідної задачі, варто визнати дослідження можливостей і досвіду застосування різних методів оптимізації.

1.3 Жадібні алгоритми

Алгоритми, призначені для рішення задач оптимізації, звичайно являють собою послідовність кроків, на кожному з яких надається деяка множина виборів. Визначення найкращого вибору, керуючись принципами динамічного програмування, у багатьох задачах оптимізації нагадує стрілянину з гармати по горобцях; іншими словами, для цих задач краще підходять більш прості й ефективні алгоритми. У жадібному алгоритмі (greedy algorithm) завжди робиться вибір, що здається найкращим у даний момент - тобто виробляється локально оптимальний вибір у надії, що він приведе до оптимального рішення глобальної задачі.

Жадібні алгоритми не завжди приводять до оптимального рішення, але в багатьох задачах вони дають потрібний результат і добре підходять для досить широкого класу задач.

Жадібний алгоритм дозволяє одержати оптимальне рішення задачі шляхом здійснення ряду виборів. У кожній крапці ухвалення рішення в алгоритмі робиться вибір, що у даний момент виглядає найкращим. Ця евристична стратегія не завжди дає оптимальне рішення, але все-таки рішення може виявитися й оптимальним, у чому ми змогли переконатися на прикладі задачі про вибір процесів. У дійсному розділі обговорюються деякі загальні властивості жадібних методів.

Процес розробки жадібного алгоритму, розглянутий у розділі 1.3, трохи складніше, ніж звичайно. Були пройдені перераховані нижче етапи:

- а) Визначена оптимальна підструктура задачі;
- б) Розроблене рекурсивне рішення;
- в) Доведено, що на будь-якому етапі рекурсії один з оптимальних виборів є жадібним. З цього випливає, що завжди можна робити жадібний вибір;
- г) Показано, що усі виникаючі в результаті жадібного вибору підзадачі, крім однієї, - порожні;
- д) Розроблений рекурсивний алгоритм, що реалізує жадібну стратегію;
- е) Рекурсивний алгоритм перетворений в ітеративний;

При виконанні цих етапів розглянуто, як динамічне програмування є основою для жадібного алгоритму. Однак звичайно на практиці при розробці жадібного алгоритму ці етапи спрощуються. Необхідно розробити підструктуру так, щоб у результаті жадібного вибору залишалася тільки одна підзадача, що підлягає оптимальному рішенню. Наприклад, у задачі про вибір процесів спочатку визначаються підзадачі S_{ij} , у яких змінюються обидва індекси, - i і j . Потім ми з'ясували, що якщо завжди робиться жадібний вибір, те підзадачі можна було б обмежити видом $S_{i,n+1}$.

Можна запропонувати альтернативний підхід, у якому оптимальна підструктура пристосовувалася б спеціально для жадібного вибору - тобто другий індекс можна було б опустити і визначити підзадачі у виді $S_i = \{a_k \in S : f_i \leq s_k\}$. Потім можна було б довести, що жадібний вибір (процес, що закінчується першим у задачі S_i) у сполученні з оптимальним рішенням для множини S_m інших сумісних між собою процесів приводить до оптимального рішення задачі S_i . Узагальнюючи сказане, опишемо процес розробки жадібних алгоритмів у виді послідовності перерахованих нижче етапів:

- 1 Привести задачу оптимізації до виду, коли після зробленого вибору залишається вирішити тільки одну підзадачу;
- 2 Довести, що завжди існує таке оптимальне рішення вихідної задачі, яке можна одержати шляхом жадібного вибору, так що такий вибір завжди допустимо;

3 Показати, що після жадібного вибору залишається підзадача, що володіє тим властивістю, що об'єднання оптимального рішення підзадачі зі зробленим жадібним вибором приводить до оптимального рішення вихідної задачі.

Описаний вище спрощений процес буде використовуватися далі. Проте, помітимо, що в основі кожного жадібного алгоритму майже завжди знаходиться більш складне рішення в стилі динамічного програмування.

Як визначити, чи здатний жадібний алгоритм вирішити задачу оптимізації, що коштує перед нами? Загального шляху тут ні, однак можна виділити дві основні складові - властивості жадібного вибору й оптимальну підструктуру. Якщо задача володіє двома цими властивостями, то можемо сказати, що для неї можна розробити жадібний алгоритм.

1.4 Метод гілок і меж

Метод був вперше запропонований Ленд і Дойг в 1960 р. для вирішення завдань лінійного програмування, він відноситься до групи комбінаторних методів дискретного програмування і є одним з найбільш поширених методів цієї групи. Комбінаторні методи виходять з кінцівки числа допустимих планів завдання і замінюють повний перебір всіх планів їх частковим направленим перебором. Комбінаторні методи в значно меншому ступені схильні в процесі обчислень до впливу помилок округлення, тому є переважнішими в порівнянні з методами відсікання. Метод гілок і меж - один з найбільш ефективних методів рішення задач комбінаторного типу.

Перейдемо до викладу суті методу. Для цього розглянемо загальне завдання дискретного програмування:

$$\max Z = f(x) \quad (1.6)$$

$$x \in \Omega, \quad (1.7)$$

де Ω - кінцева множина допустимих планів.

Знаходимо верхню межу (оцінку) функції $f(x)$, $x \in \Omega$, тобто таке число $\varphi_0(\Omega)$, що для будь-яких $x \in \Omega$: $f(x) \leq \varphi_0(\Omega)$. Якщо при цьому вдається знайти такий план задачі (1.6) - (1.7), для якого виконується рівність $f(x_0) = \varphi_0(\Omega)$, то x_0 - оптимальний план задачі (1.6) - (1.7).

Якщо оптимальний план не знайдений, то деяким способом розбиваємо множину Ω на кінцеве число непересічних підмножин Ω_r^1 :

$\Omega = \bigcup_{r=1}^{r_1} \Omega_r^1, \bigcap_{r=1}^{r_1} \Omega_r^1 = \emptyset$ і знаходимо для кожної з цих підмножин верхню межу

$\varphi_1(\Omega_r^1)$ ($r = \overline{1, r_1}$). Якщо ж такий план не знайдений, то вибираємо

підмножину Ω_r^1 з найбільшою верхньою межею (перспективна підмножина)

і розбиваємо її на декілька непересічних підмножин Ω_s^2 ($s = \overline{1, s_1}$). Для кожної

нової підмножини знаходимо верхню межу $\varphi(\Omega_s^2)$. Якщо буде знайдений

такий план x_k^2 , що $f(x_k^2) = \varphi(\Omega_l^2) \geq \varphi(\Omega_s^2)$, то x_k^2 - оптимальний план

завдання. Якщо оптимальний план не знайдено, то подальшому

розгалуженню піддаємо підмножину з найбільшою верхньою межею, і т.д.

Процес триває до отримання оптимального плану. Способи галуження і

знаходження верхніх меж вибираються для кожного конкретного завдання

дискретного програмування. Процес супроводжується побудовою дерева

галуження (рис. 1.2).

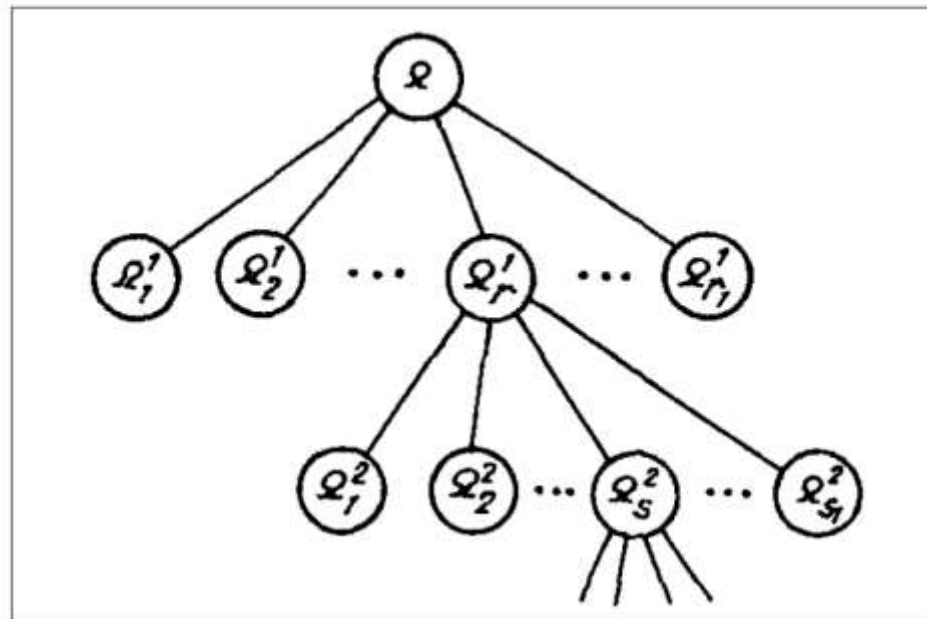


Рис. 1.2 – Дерево галуження на основі методу гілок та меж.

1.5 Планування завдань

Цікава задача, яку можна вирішити за допомогою матроїдів, - задача по складанню оптимального розкладу одиничних завдань, що виконуються на одному процесорі. Кожне завдання характеризується кінцевим терміном виконання, а також штрафом при пропуску цього терміну. Ця задача здається складною, однак вона на подив просто вирішується за допомогою жадібного алгоритму.

Одиничне завдання (unit-time job) - це завдання (наприклад, комп'ютерна програма), для виконання якого потрібен одиничний інтервал часу. Якщо мається кінцева множина S таких завдань, розклад (schedule) для цієї множини являє собою перестановку елементів множини S , що визначає порядок їхнього виконання. Перше завдання в розкладі починається в нульовий момент часу і закінчується в момент часу 1, друге завдання починається в момент часу 1 і закінчується в момент часу 2 і т.д.

Вхідні дані в задачі по плануванню на одному процесорі одиничних завдань, що характеризуються кінцевим терміном виконання і штрафом, мають такий вигляд:

- множина $S = \{a_1, a_2, \dots, a_n\}$, що складається з p одиничних завдань;
- множина d_1, d_2, \dots, d_n кінцевих термінів виконання, представлених цілими числами $1 \leq d_i \leq n$; передбачається, що завдання a_i , повинне завершитися до моменту часу d_i ;
- множина з p ненегативних ваг або штрафних сум w_1, w_2, \dots, w_n ; якщо завдання a_i , не буде виконано до моменту часу d_i , вилучається штраф w_i , якщо це завдання буде виконано в термін, штрафні санкції не застосовуються.

Для множини завдань S потрібно знайти розклад, що мінімізує сумарний штраф, який накладається за всі прострочені завдання.

Розглянемо довільний розклад. Говорять, що завдання в ньому прострочене, якщо воно завершується пізніше кінцевого терміну виконання. У протилежному випадку завдання своєчасне. Довільний розклад завжди можна привести до виду з першочерговими своєчасними завданнями (early-first form), коли своєчасні завдання виконуються перед простроченими. Щоб продемонструвати це, помітимо, що якщо яке-небудь своєчасне завдання a_i , впливає після деякого простроченого завдання a_j , те завдання a_i і a_j можна поміняти місцями, причому завдання a_i все рівно залишиться своєчасним, а завдання a_j - простроченим.

Аналогічно, справедливе твердження, відповідно до якого довільний розклад можна привести до канонічного виду (canonical form), у якому своєчасні завдання передують простроченим і розташовані в порядку монотонного зростання кінцевих термінів виконання. Для цього спочатку приведемо розклад до виду з першочерговими своєчасними завданнями. Після цього, доти поки в розкладі будуть матися своєчасні завдання a_i і a_j , що закінчуються в моменти часу k і $k + 1$ відповідно, але

при цьому $d_j < d_i$, ми будемо змінювати їх місцями. Оскільки завдання a_j до перестановки було своєчасним, $k + 1 \leq d_j$. Таким чином, $k + 1 < d_i$, і завдання a_i , залишається своєчасним і після перестановки. Завдання a_j зрушується на більш ранній час, тому після перестановки воно теж залишається своєчасним.

Приведені вище міркування дозволяють звести пошук оптимального розкладу до визначення множини A , що складає зі своєчасних завдань в оптимальному розкладі. Як тільки така множина буде визначено, можна буде створити фактичний розклад, включивши в нього елементи множини A в порядку монотонного зростання моментів їхнього закінчення, а потім - перелічивши прострочені завдання $(S - A)$ у довільному порядку. У такий спосіб буде отриманий канонічно упорядкований оптимальний розклад.

Говорять, що множина завдань A незалежна, якщо для нього існує розклад, у якому відсутні прострочені завдання. Очевидно, що множина своєчасних завдань розкладу утворює незалежну множину завдань. Позначимо через T сімейство всіх незалежних безлічей завдань.

Розглянемо задачу, що складається у визначенні того, чи є задана множина завдань A незалежним. Позначимо через $N_t(A)$ кількість завдань множини A , кінцевий термін виконання яких дорівнює t або настає раніш (величина t може приймати значення $0, 1, 2, \dots, n$). Помітимо, що $N_0(A) = 0$ для будь-якої множини A .

Лема 1.1 – Для будь-якої множини завдань A сформульовані нижче твердження еквівалентні.

- 1 Множина A незалежна.
- 2 Для всіх $t = 0, 1, 2, \dots, n$ виконуються нерівності $N_t(A) \leq t$.
- 3 Якщо в розкладі завдання з множини A розташовані в порядку монотонного зростання кінцевих термінів виконання, то жодне з них не є простроченим.

Доведення. Очевидно, що якщо для деякого t $N_t(A) > t$, те неможливо скласти розклад таким чином, щоб у множини A не виявилось прострочених

завдань, оскільки до настання моменту t залишається більш t незавершених завдань. Таким чином, твердження (1) припускає виконання твердження (2). Якщо виконується твердження (2), то i -й один по одному термін завершення завдання не перевищує i , так що при розміщенні завдань у цьому порядку всі терміни будуть дотримані. Нарешті, із твердження (3) тривіальним образом впливає справедливість твердження (1).

За допомогою властивості (2) леми 2.9 легко визначити, чи є незалежним задана множина завдань.

Задача по мінімізації суми штрафів за прострочені завдання - це та ж саме, що задача по максимізації суми штрафів, які удалося уникнути завдяки своєчасному виконанню завдань. Таким чином, приведена нижче теорема гарантує, що за допомогою жадібного алгоритму можна знайти незалежна множина завдань A з максимальною сумою штрафів.

Теорема 1.2 - Якщо S - множина одиничних завдань з кінцевим терміном виконання, а I - сімейство всіх незалежних множин завдань, те відповідна система (S, I) - матроїд.

Доведення. Зрозуміло, що будь-яка підмножина незалежної множини завдань теж незалежна. Щоб довести, що виконується властивість заміни, припустимо, що B и A - незалежні множини завдань, і що $|B| > |A|$. Нехай k - найбільше t , таке що $N_t(B) \leq N_t(A)$ (таке значення t існує, оскільки $N_0(A) = N_0(B) = 0$). Так як $N_n(B) = |B|$ і $N_n(A) = |A|$, але $|B| > |A|$, виходить, що $k < n$, і для всіх j у діапазоні $k + 1 \leq j \leq n$ повинне виконуватися співвідношення $N_j(B) > N_j(A)$. Таким чином, B множини B утримується більше завдань з кінцевим терміном виконання $k + 1$, чим у множини A . Нехай a_i - завдання з множини $B - A$ з кінцевим терміном виконання $k + 1$, і нехай $A' = A \cup \{a_i\}$.

Тепер за допомогою другої властивості леми 16.12 покажемо, що множина A' повинна бути незалежним. Оскільки множина A незалежна, для будь-якого $0 \leq t \leq k$ виконується співвідношення $N_t(A') = N_t(A) \leq t$. Для $k < t \leq n$, оскільки B - незалежна множина, маємо $N_t(A') \leq N_t(B) \leq t$. Отже, множина A незалежна, що і завершує доказ того, що (S, I) - матроїд.

За допомогою теореми 2.8 можна сформулювати жадібний алгоритм, що дозволяє знайти незалежна множина завдань A з максимальною вагою. Після цього можна буде створити оптимальний розклад, у якому елементи множини A будуть відігравати роль своєчасних завдань. Цей метод дає ефективний алгоритм планування одиничних завдань з кінцевим терміном виконання і штрафом для одного процесора. Час роботи цього алгоритму, у якому використовується процедура GREEDY, дорівнює $O(n^2)$, оскільки кожна з $PRO(n)$ перевірок незалежності, що виконуються в цьому алгоритмі, вимагає часу $PRO(n)$.

У табл. 1.3 приводиться приклад задачі по плануванню на одному процесорі одиничних завдань з кінцевим терміном виконання і штрафом. У цьому прикладі жадібний алгоритм вибирає завдання a_1, a_2, a_3 і a_4 , потім відкидає завдання a_5 і a_6 , і нарешті вибирає завдання a_7 . У результаті виходить оптимальне рас писання $(a_2, a_4, a_1, a_3, a_7, a_5, a_6)$, якому відповідає загальна сума штрафу, рівна $w_5 + w_6 = 50$.

Таблиця 1.3 – Приклад задачі по плануванню одиничних завдань з кінцевим терміном виконання і штрафом на одному процесорі.

a_i	1	2	3	4	5	6	7
d_i	4	2	4	3	1	4	6
w_i	70	60	50	40	30	20	10

1.6 Постановка задачі дослідження

Для початку опишемо процес надходження замовлень від дистрибуторів. Згідно прописаної і затвердженої маршрутизації дистрибуторів у центральний офіс ТОВ "С-ТРЕЙД" щодня надходять замовлення в установленням бланку замовлення (Додаток В). У замовленні присутні близько 300 назв продукції, із зазначеними вагою БРУТТО кожної позиції, кількістю штук у ящику і ціною товару. Товарознавець дистрибутора

здійснює замовлення шляхом заповнення кількості замовлених ящиків в установленому бланку замовлення, а також погоджує замовлення в онлайн режимі з адміністратором відділу продаж центрального офісу ТОВ "С-ТРЕЙД" (уточнення наявності замовленої продукції на складі імпортера, добавка або скорочення замовлення згідно плану закупівель дистрибутора, що встановлюється щомісяця).

Таблиця 1.4 – Зони і терміни доставки.

Області України	№ Зони	Термін доставки
Закарпатська	11, 12	72
Запорізька	1-5, 7	24-72
Вінницька	5-9, 11	48-72
Волинська	10, 11	72
Дніпропетровська	1-3, 5	24-72
Донецька	4, 5	72
Житомирська	5-7	48
Івано-Франківська	8, 10, 11	48-72
Кіровоградська	2-5, 7-9	24-72
Київська	5, 6, 8	24-48
Львівська	8, 10	48-72
Луганська	4-7, 12	72
Миколаївська	3, 7, 8, 12	24-72
Одеська	4, 7-9	48-72
Полтавська	2, 3, 5-7	24-72
Рівненська	8, 10-12	48-72
Сумська	5-8	48-72
Тернопільська	8, 10, 11	48-72
Харківська	5, 6, 8	48-72
Херсонська	3, 4, 7-9	24-72
Хмельницька	7, 8, 11, 12	48-72
Черкаська	4-7	24-48
Чернівецька	11, 12	72
Чернігівська	5-7	24-48

24 - один робочий день
 48 - два робочих дні
 72 - три робочих дні
 96 - чотири робочих дні

Далі замовлення узгоджується (або відхиляється) директорами всіх департаментів і після підписання директором відділу продажів, надходить у

відділ логістики, а далі на склад для завантаження транспортних засобів і постачання на дистрибуторів у зазначений термін (табл. 1.4).

Основним завданням роботи є оптимізація завантаження транспортних, а саме раціональне завантаження палет з метою економії ресурсів підприємства згідно з існуючими тарифами перевезень (Табл. 1.5).

Таблиця 1.5 – Тарифи на транспортування палетованого вантажу

Зона доставки палет	Дніпропетровськ Тернівка Запоріжжя	Горішні Плавні Кривий ріг	Кременчук Токмак	Красноград Полтава Кропивницький
	1	2	3	4
1	1249.8	1473.2	1621.2	2004.9
2	1022.2	1227.6	1351	1670.8
3	920	1104.9	1215.9	1479
4	853.1	1025.5	1130.4	1374.3
5	808.3	972.5	1073.7	1304.8
6	751.9	921.3	1018.7	1237.4
7	708.4	883.3	978.1	1187.5
8	667.7	846.5	938.7	1139.2
9	629.6	810.8	900.4	1092.2
10	585.5	765.4	851.1	1031.9
Зона доставки палет	Черкаси Харків Київ Чернігів	Суми Житомир Бердичів Умань	Миколаїв Одеса Вінниця Конотоп	Жмеринка Херсон Коростень Львів
	5	6	7	8
1	2268.5	2570.5	3009.6	3548.8
2	1873.4	2142.1	2462.4	2903.1
3	1656.9	1927.9	2216.2	2612.8
4	1538.4	1789.4	2055.7	2423.1
5	1459.3	1697	1948.3	2296.2
6	1382.9	1607.6	1813.4	2136.6
7	1326.1	1541.2	1709.6	2013.7
8	1271.2	1477	1612.3	1898.6
9	1217.9	1414.8	1521	1790.6
10	1149.9	1335.5	1415	1665.4

Продовження таблиці 1.5 – Тарифи на транспортування палетованого вантажу

Зона доставки палет		Тернопіль	Хмельницький	
	Стрий	Нововолинськ	Рівне	Мукачеве
	Ізмаїл	Калуш	Луцьк	Ковель
	Червоноград	Івано-Франківськ	Чернівці	Ужгород
	9	10	11	12
1	3733.4	3754.9	3955.2	4178.4
2	3053.6	3101.2	3267.3	3482
3	2748.2	2766.8	2891.2	3133.8
4	2548.3	2567.6	2685.4	2913.5
5	2414.5	2434.6	2548.5	2767.4
6	2246	2306.1	2416	2625.7
7	2116.1	2210.5	2317.7	2521.1
8	1994.7	2100.8	2222.5	2419.5
9	1880.8	1980.8	2114.2	2320.8
10	1748.9	1841.9	1982.6	2193.7

Ціна вказана для 1 плм. Прайс діє для забору вантажу в Дніпрі. Вартість додаткової послуги: повернення документів - 3600 грн з ПДВ.

При розрахунку вартості перевезення використовувалися параметри:

- максимальна вага вантажу на піддоні до 500кг
- максимальна висота піддона до 1,7 м
- розмір піддона (0,8м x 1,2м)

Прайс враховує страхування відповідальності. ПДВ враховано

Строк дії: с 1.08.2024 до 31.12.2024

Повернення палети - 180 грн

Необхідно якомога раціональніше завантажити замовленою продукцією кожен палету, при цьому мінімізуючи кількість завантажених палет для замовлення дистрибутора. Тобто математична модель опису існуючої задачі матиме вигляд:

$$F(x) = \sum_{j=1}^N \left| \left(\sum_{i=1}^n c_i x_{ij} - 800 \right) \right| \rightarrow \min$$

$$N \rightarrow \min$$
$$\sum_{j=1}^N x_{ij} = a_i, i = \overline{1, n}$$
$$x_{ij} \geq 0 - \text{цїле,}$$

де n – кількість назв продукції в замовленні; N – кількість завантажених палет; a_i – кількість замовлених ящиків i -го виду продукції; $c_i = m_i n_i$ – вага одного ящика i -го виду продукції; m_i – вага одиниці i -го виду продукції; n_i – кількість одиниць i -го виду продукції в одному ящику.

2 СПЕЦІАЛЬНИЙ РОЗДІЛ

2.1 Алгоритм пошуку Tabu

За останні п'ятнадцять років евристичний метод, спочатку запропонований Фред Гловером в 1986 році для рішення різних комбінаторних проблем одержав величезну популярність. У світі наукової літератури з'явилося більше ста документів, присвячених методу Пошуку Табу (TS). У ряді випадків методи, побудовані на базі методу пошуку табу, дозволяли знайти рішення дуже близькі до оптимального й ставляться до числа найбільш ефективних, якщо не кращих для рішення складних проблем. Ці успіхи зробили TS надзвичайно популярним серед тих, хто зацікавлений у знаходженні ефективних рішень для великих комбінаторні проблем.

Виходячи з деяких своїх попередніх робіт, Фред Гловер запропонував в 1986 році новий підхід, який він назвав Пошук Табу. Цей метод дозволяв класичному методу LS переходити місцеві. У дійсності, багато елементів цього першого TS і деякі елементи пізніх TS розробок, були уведені Гловером в 1977 році, у тому числі короткострокова пам'ять – для того, щоб не допустити відкату останніх змін, і довгострокова пам'яті – розширити простір пошуку). Основний принцип TS складається виконанні LS, а коли цей алгоритм зустрічає місцевий оптимум дозволяти не поліпшуючі ходи. Відкат до раніше знайдених рішення не дозволяє робити пам'ять, що називається списком табу, у якій відбувається запис недавньої історії пошуку. Це є ключова ідея методу пошуку табу, що може бути пов'язана з концепціями штучного інтелекту.

Таким чином алгоритм пошуку із заборонами є розширенням класичних методів локального пошуку. Насправді, пошук із заборонами може бути розглянутий як просте поєднання локального пошуку із механізмами

короткої пам'яті. Отже як і в методах локального пошуку основними елементами розв'язання задачі стають винайдення околу точки та функції фітнесу.

Простір пошуку в LS і TS методах - це простір всіх можливих рішень, які можуть бути отримані в ході пошуку. Наприклад, в CVRP простір пошуку може бути простим набором можливих рішень цієї проблеми, коли кожній точці в просторі пошуку відповідає набір маршрутів автотранспортних засобів задовольняючим всім зазначеним обмеженням. В цьому випадку визначення пошуку, представляється цілком природним, але це не завжди буває так.

Схоже визначення має окіл рішення кожній ітерації LS або TS, локальні перетворення, які можуть бути застосовані до поточного рішення, позначається S . Дане перетворення визначає ряд сусідніх рішень простору пошуку, позначається $N(S)$ (S окіл). Взагалі кажучи, $N(S)$ є підмножиною простору пошуку визначається: $N(S) =$ (рішення, отримані шляхом застосування одного локального переходу S).

Околом для завдання CVRP є перехід на кожній ітерації одного клієнта з поточного маршруту. Важлива особливість цих локальних структур полягає в тому, яким образом здійснюється вставка: можна скористатися випадковим вибором включення або виключення в найкращому положенні цільового шляху; поперемінно можна використовувати більше складні схеми включення, що передбачають часткову повторну оптимізацію цільового маршруту як GENI вставки (див. Жандро, Герца й Лапорте, 1994 рік). Перш ніж приступитися до подальшого, важливо підкреслити, що хоча ми говоримо, що ці структури зв'язані околом переходу для окремого клієнта, вони повинні містити всі можливі шляхи конфігурацій, які можуть бути отримані з поточного рішення шляхом переходу кожного клієнта.

Більш складні структури для визначення околу рішення задачі CVRP, наприклад, λ - обмін Османа (1993), дозволяють одночасно переміщення клієнтів у різних маршрутах і параметрів клієнтів між маршрутами. В Rego

and Roucairol (1996), ходи визначаються виключенням замкнутого ланцюга, що є послідовністю скоординованих рухів клієнтів з одного маршруту на інший. Структури околів пов'язані із заміною послідовностей ряду клієнтів між маршрутами. Такого роду околи, рідко використовуються для CVRP.

Як вже було згадано вище, заборони використовуються для попередження зациклення при подоланні локального оптимуму з використанням кроків, що не поліпшують поточний розв'язок. Основна ідея полягає в тому, що коли така ситуація виникає, потрібно щось вдіяти для того, щоб не допустити повернення процесу пошуку до розв'язків, отриманих на попередніх ітераціях. Це досягається накладенням заборон (tabus) на проведення кроків, які змінюють на протилежний ефект від останніх здійснених кроків.

Заборони зберігаються в структурах механізму короткої пам'яті процесу пошуку (так звані списки заборон), причому звичайно записується постійна та в достатній мірі обмежена частка інформації. В будь-якому випадку існує декілька можливостей збереження такої інформації. По-перше, можна зберігати повністю отримані розв'язки, що, звичайно, потребує багато ресурсів обчислювальної системи та робить не вигідним в сенсі обчислювальної складності процес перевірки, чи є потенційний крок забороненим. Тому раціональніше використовувати коротку пам'ять для запису інформації про найпростіші перетворення над поточним розв'язком та забороняти зворотні перетворення. Стосовно попереднього прикладу зрозуміло, що достатньо зберігати лише номер пункту можливого розташування підприємства, який був виключений з множини активних пунктів.

Стандартні списки заборон представлені як циклічні списки фіксованої довжини. Але такі списки не завжди можуть запобігти зацикленню, тому деякі автори пропонують змінювати довжину списку заборон протягом виконання пошуку. Іншим рішенням може бути випадкова генерація

значення терміну заборони на кожному кроці, але такий метод вимагає дещо іншої схеми зберігання інформації про заборони.

Але механізм короткої пам'яті, використаний в пошуку із заборонами, також має свої недоліки. Наприклад, виконання деякого привабливого з точки зору змінення значення цільової функції перетворення буде заборонено на попередніх ітераціях навіть за відсутності загрози зациклення, або заборони можуть призвести до повільного розвитку процесу пошуку. В цьому випадку необхідним є використання таких особливостей обчислювального процесу, які б дозволяли анулювати встановлені раніше заборони, тобто треба встановити такі умови (*aspiration criteria*), при виконанні яких потрібно здійснювати наступний крок, навіть якщо він є забороненим.

Стратегія подолання заборон, що є найбільш простою та найчастіше вживаною (вона зустрічається майже в усіх реалізаціях алгоритму забороненого пошуку) полягає в наступному: якщо деякий крок, який є забороненим, генерує розв'язок з найкращим за весь час пошуку значенням цільової функції і цей розв'язок не був відвіданий раніше, то такий крок буде здійснений незважаючи на заборону. Більш ускладнені стратегії подолання заборон також було запропоновано та успішно реалізовано, але вони рідко використовуються. Ключова ідея цього механізму полягає в тому, що, якщо процесу пошуку не загрожує зациклення, заборонами можна знехтувати.

Стандартний алгоритм локального спуску зупиняється при досягненні локального оптимуму, тобто, якщо в околі поточного розв'язку немає елемента, що покращує значення цільової функції. На кожній ітерації перехід до наступного розв'язку відбувається заміною в поточному розв'язку одного (для околів *Swap, LK1, FM, FM1*) або декількох (окол $k - Swap$) елементів на інші. Різницю між значенням цільової функції f в поточному розв'язку S та в будь-якому елементі S' околу $N(S)$ цього розв'язку будемо називати вигодою $adv(S, S')$ від здійснення кроку з S до S' , тобто

$$adv(S, S') = f(S) - f(S') \quad (2.1)$$

Таким чином стандартний алгоритм локального спуску дозволяє лише здійснення кроків, вигода від яких є в загальному випадку невід'ємною. Можна змінити правило заміщення і дозволити алгоритму здійснювати кроки, в результаті яких значення цільової функції погіршується, обираючи серед усіх можливих кроків такий, що робить це мінімальним чином. Здійснення такого кроку дозволяє продовжити пошук після потрапляння до локального оптимуму. Може трапитися так, що на наступній ітерації ми знову потрапимо в той самий локальний оптимум (оскільки в околі поточного розв'язку вже буде допустимий розв'язок, здійснення кроку до якого покращує значення цільової функції), а це призведе до зациклення процесу пошуку (рис. 2.1).

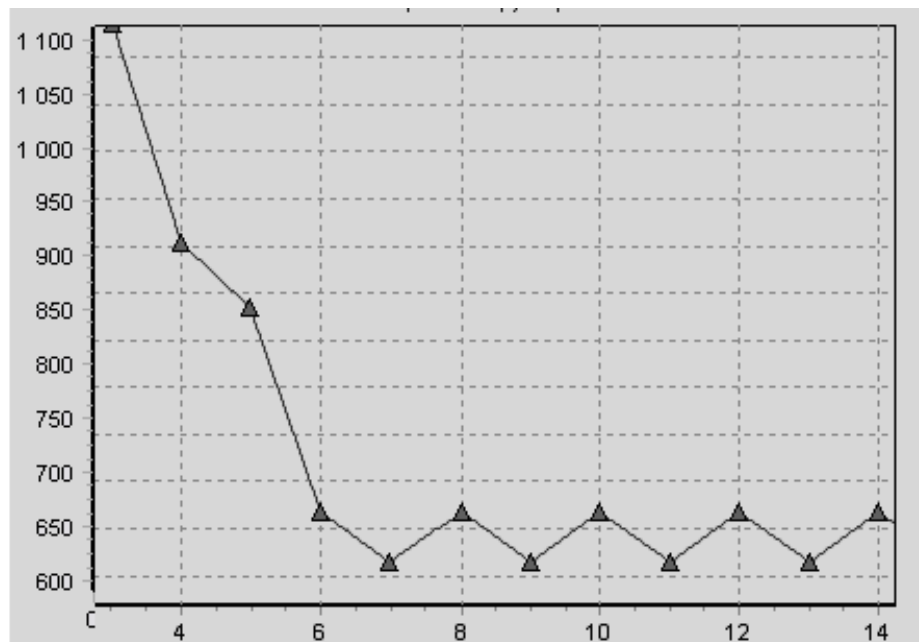


Рисунок 2.1 – Графік цільової функції в залежності від номеру ітерації

В алгоритмі пошуку із заборонами дозволено робити кроки, вигода від здійснення яких є від'ємною. Для подолання зациклення використовується механізм короткої пам'яті, який не дозволяє повернення до отриманих на попередніх кроках розв'язків протягом певного часу. Для цього

організуються списки заборон, в яких зберігаються дані про елементи, що були видалені з поточного розв'язку або додані до нього при виконанні чергового кроку. На них буде накладено заборону відповідно на додавання до нового розв'язку та на видалення з поточного на певну кількість ітерацій. Цей параметр називається терміном перебування під заборонаю (tabu tenure) або довжиною короткої пам'яті, він задається користувачем перед початком обчислень та його значення є сталим протягом всього процесу пошуку.

Але при деяких значеннях довжини короткої пам'яті алгоритм пошуку із заборонами завжди буде досліджувати лише певний окіл локального оптимуму, із визначеною періодичністю повертаючись до нього. Графік цільової функції у такому випадку набуває вигляду, зображеного на рис. 2.2, що вказує на недоцільність використання алгоритму пошуку Tabu із застосуванням лише механізму короткої пам'яті, оскільки у цьому випадку може досліджуватися досить обмежена область простору пошуку.

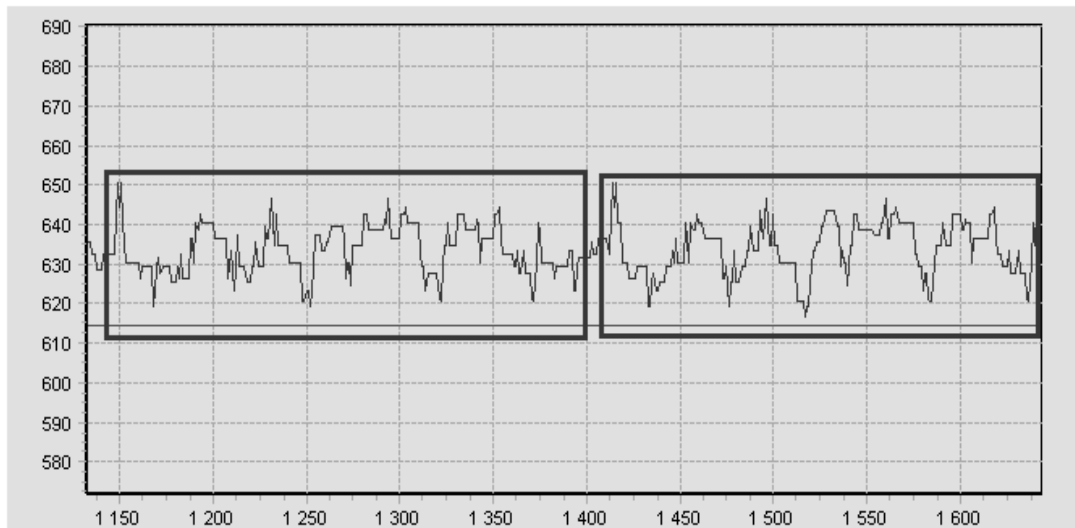


Рисунок 2.2 – Графік цільової функції при деяких значеннях довжини короткої пам'яті

З вигляду цільової функції на рис. 2.2. випливає, що в процесі обчислень алгоритм пошуку із заборонами відвідує деякі розв'язки декілька разів, тому доцільно штучно зменшити вигоду від здійснення кроку до розв'язку, вже відвіданого раніше, щоб стимулювати перехід алгоритму до

деякого нового розв'язку. Безперервна диверсифікація реалізується за допомогою впливу на обчислення вигоди від здійснення кроку з поточного розв'язку S до деякого елементу S' околу $N(S)$. Цей метод базується на використанні механізмів довгої пам'яті, яка зберігає певну інформацію про всю попередню історію пошуку.

Отже для реалізації алгоритму пошуку з заборонами в контексті вирішення задачі оптимізації необхідно сформулювати механізми короткої та довгої пам'яті. Побудова початкового розв'язку, околу, визначення значення цільової функції залишаються аналогічними алгоритму локального пошуку.

Механізм короткої пам'яті (рис. 2.3) необхідний для запобігання зациклення локального пошуку при дозволі переходів, що не поліпшують цільову функцію.

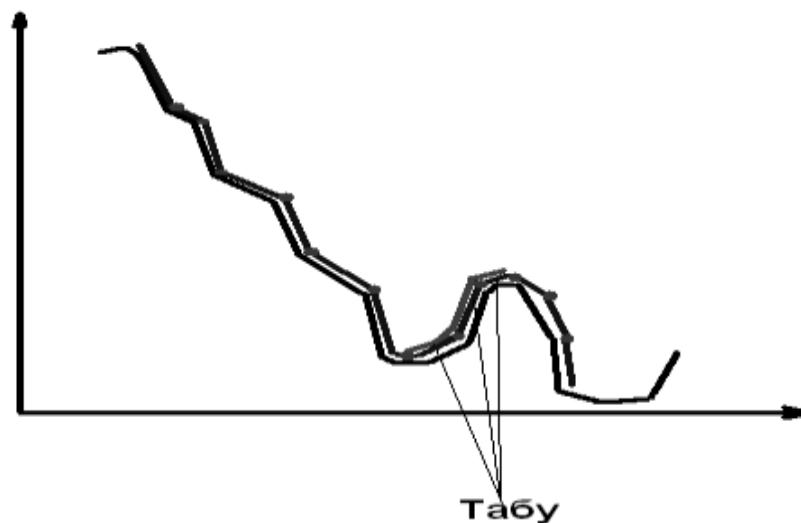


Рисунок 2.3 – Механізм короткої пам'яті

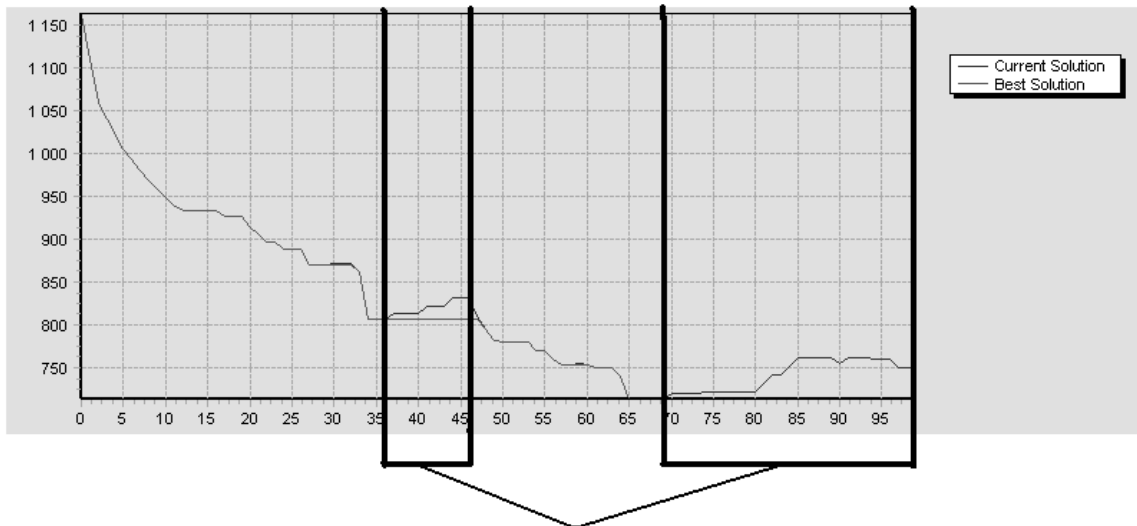
Для побудови механізму короткої пам'яті скористаємося варіантом моделі задачі, що зображений на рис. 2.3. В цьому випадку коротка пам'ять буде представлена у вигляді вектору з цілими числами p_{ijk} . Умова

$$p_{ijk} = q > 0 \quad (2.2)$$

означає те, що значення розв'язку x_{ijk} не може змінюватися протягом q кроків алгоритму.

На кожному кроці значення кожного табу зменшується на одиницю. Це означає, що через певну кількість кроків зміна значення x_{ijk} вже не буде забороненою, що забезпечує більш повний обхід області пошуку.

Початкове значення кількості кроків табу визначається першим параметром алгоритму.



Області дії короткої пам'яті

Рисунок 2.4 – Побудова механізму довготривалої пам'яті

Механізм довготривалої пам'яті необхідний для запобігання зациклення в більш довготривалих термінах. Коротка пам'ять може запобігти повернення в межах одного локального оптимуму, та вона має занадто мало інформації для визначення повернення розв'язку після проходження декількох локальних оптимумів (рис. 2.5):

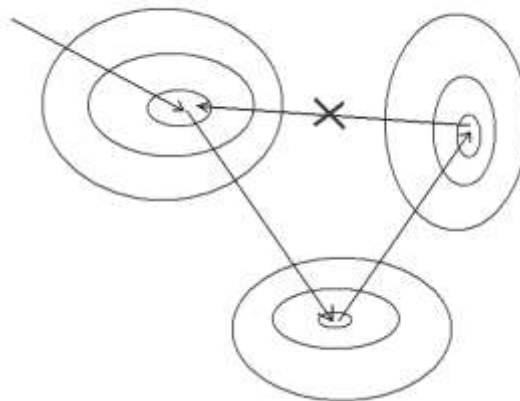


Рисунок 2.5 – Зациклення між декількома оптимумами

Зациклення такого роду дозволяє подолати механізм довготривалої пам'яті. Він побудований на принципі штрафування зміни значення x_{ijk} . Отже, якщо ми в точку, то зміна значення штрафується на сталу величину. Значення цієї величини є другим параметром роботи алгоритму.

Вибір цього параметру досить суттєво впливає на роботу алгоритму. Мале значення може призвести до досить довгого зациклення алгоритму між локальними оптимумами або в межах одного екстремуму. Вибір великого значення призводить до зменшення покриття області пошуку шляхом відкидання ліпших рішень задля неповторюваних.

Роботу механізму довгострокової пам'яті можна побачити на рис. 2.6:

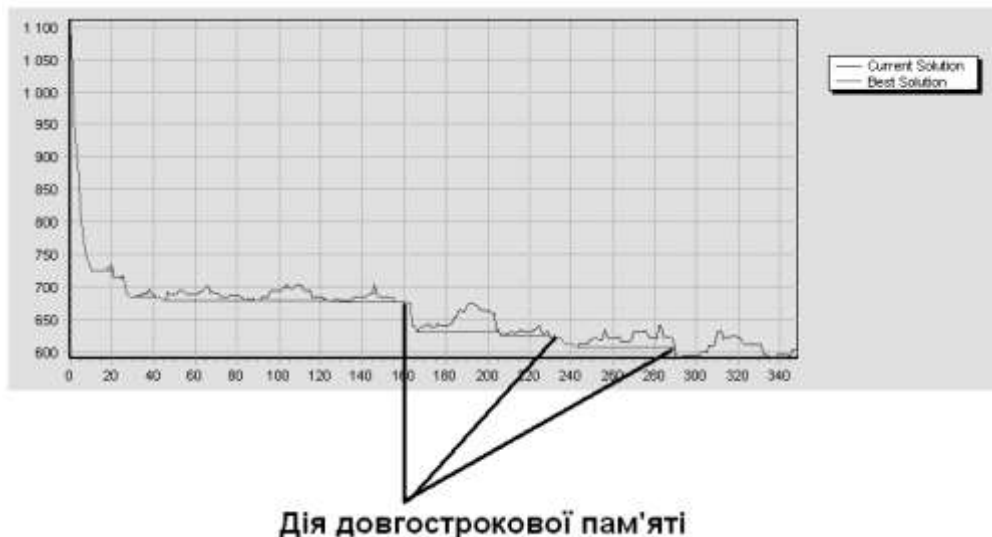


Рисунок 2.6 – Робота механізму довгострокової пам'яті

Вибір параметрів методу пошуку з заборонами є нетривіальною задачею. Під кожну конкретну ситуацію існує пара параметрів, за яких для отримання розв'язку, близького до оптимального, знадобиться досить короткий час.

Вибір параметрів короткої та довготривалої пам'яті взаємопов'язані. При виборі малого значення короткої пам'яті значення довгої має бути збільшено, оскільки в цьому разі дуже ймовірно довге зациклення алгоритму в межах декількох локальних оптимумів (а скоріше за все в межах одного

екстремуму). Та велике значення другого параметру може погіршити якість роботи алгоритму знизивши покриття області пошуку.

Велике значення параметру короткої пам'яті може заблокувати перехід алгоритму в досить перспективні області і не дозволити відшукати глобальний оптимум задачі.

Стратегію подолання заборон призначено для надання дозволу алгоритму пошуку за певних умов здійснювати заборонені кроки. Такою умовою є можливість отримання значення цільової функції, яке виявиться найкращим за весь час обчислень. Нехай на деякій ітерації f^* є мінімальним значенням цільової функції на поточний момент. Якщо перехід від поточного розв'язку S до деякого елемента S' околу $N(S)$ на цій ітерації є забороненим у відповідності з даними структур короткої пам'яті, але $f(S') < f^*$, то такий крок може бути здійсненим. Наведемо схему роботи алгоритму пошуку табу для вирішення оптимізаційної задачі.

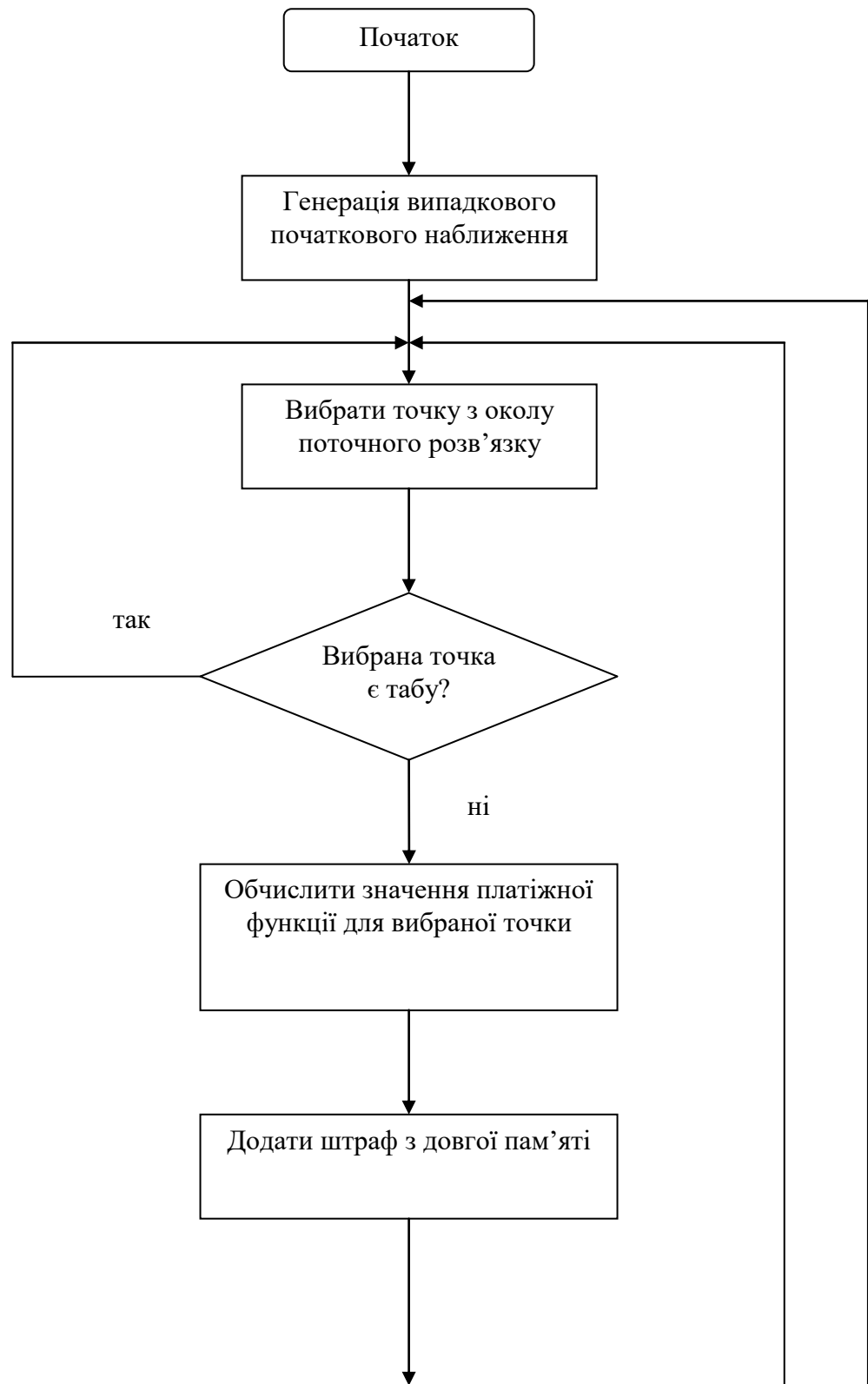
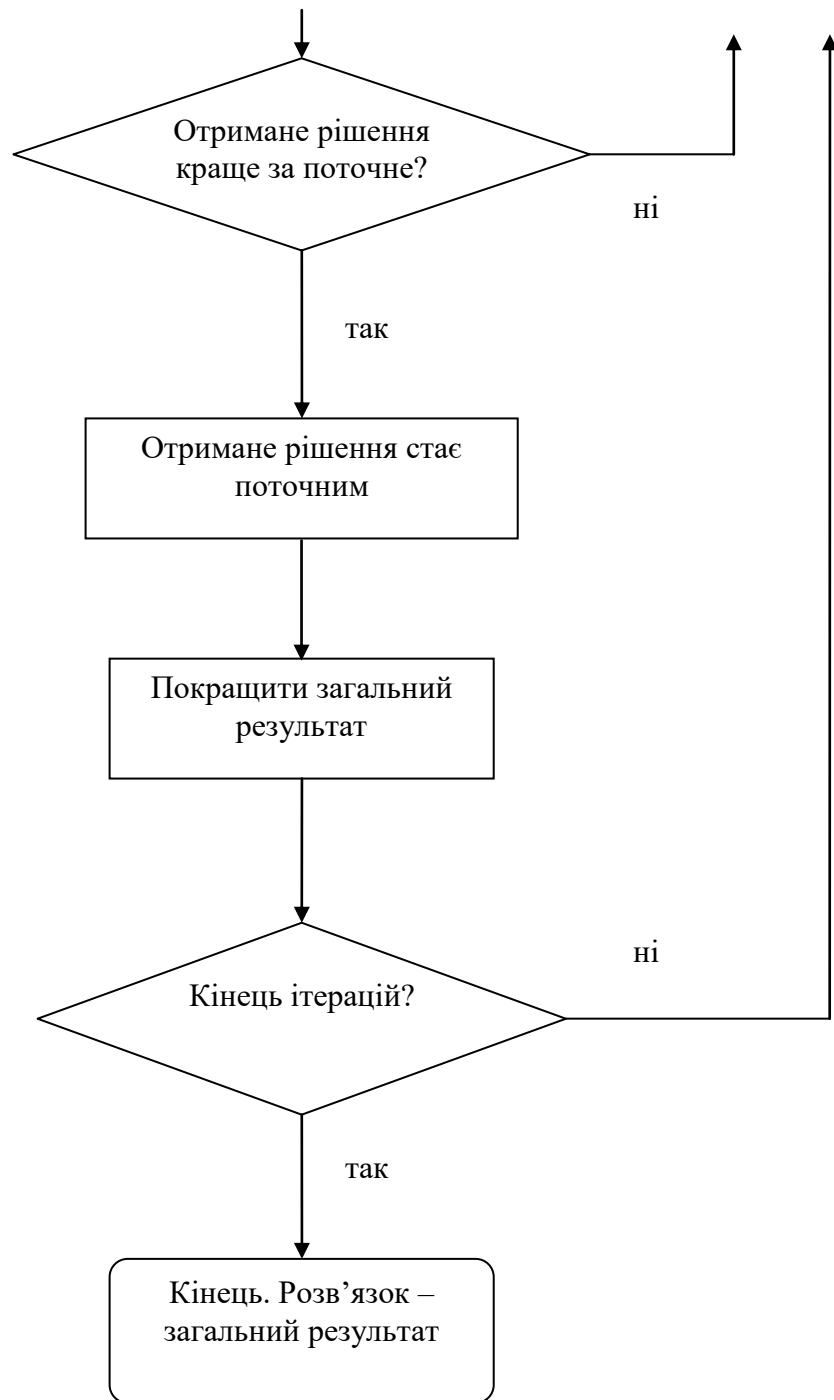


Рисунок 2.7 – Схема роботи алгоритму Tabu Search.



Продовження рисунку 2.7 – Схема роботи алгоритму Tabu Search

2.2 Дослідження розв'язання поставленої задачі різними методами

Дослідивши основні методи оптимізації, що найбільш точно підходять для вирішення поставленої задачі, обрані жадібний алгоритм і метод гілок та меж, як альтернативні методи розробленому пошуку із заборонами.

Як середовище розробки було обрано Visual Basic, як інтегроване середовище розробки — IDE (Integrated Development Environment), тобто інтегрований набір інструментів, що полегшують і значно прискорюють процес розробки готового додатку. Реалізація мови Visual Basic з повним правом дозволяє віднести його до засобів швидкої розробки додатків — RAD (Rapid Application Development) і ставить практично в один ряд з такими засобами розробки, як Visual C++, Delphi і іншими.

За допомогою Visual Basic можна створювати додатки практично для будь-якої області сучасних комп'ютерних технологій: бізнес-додатки, ігри, мультимедіа, бази даних. При цьому додатки можуть бути як простими, так і дуже складними, залежно від поставленої задачі.

Простота і потужність мови Visual Basic дозволили зробити його вбудованою мовою для додатків Microsoft Office.

Звичайно, наш вибір не позбавлений недоліків: порядкове виконання програм-сценаріїв програє у швидкості програмам, написаним і відкомпільованим на мовах високого рівня, але він є вдалим, так як саме Microsoft Excel є найпоширенішим серед програм, що використовуються на всіх існуючих в наш час підприємствах.

Слід зазначити, що для всіх обраних методів необхідно виконати попередній етап обчислень, що полягає у розробці механізму розподілу великого замовлення однієї позиції (більше ніж 800 кг) шляхом додавання в замовлення фіктивних позицій по 800 кг. Алгоритм полягає в наступному:

- Знаходимо SKU, замовлення якої перевищує 800 кг;
- Ділимо дане замовлення на m повних замовлень по 800 кг і додаємо m фіктивних SKU в кінець замовлення;

- В початковому замовленні позиції маємо залишок від ділення на 800.

2.2.1 Розробка жадібного алгоритму

Розроблено типовий жадібний алгоритм, здатний шукати глобальні оптимуми функцій. Алгоритм працює за схемою:

- Знаходимо максимальну вагу замовлення однієї позиції;
- Завантажуємо першу палету: $Sum = max$;
- Серед інших замовлених позицій знаходимо з максимальною вагою таку, що менше, ніж вільне місце в першій палеті: $if\ max <\ razn\ then\ Sum = Sum + max$
- Переходимо до наступної ітерації поки сума замовлення не буде дорівнювати сумі всіх завантажених палет: $i = i + 1$
- Переходимо до оформлення наступного заказу.

Лістинг програми вищезазначеного алгоритму міститься в Додатку Г.

2.2.2 Розробка алгоритму методу гілок та меж

Алгоритм полягає в наступному:

- Впорядковуємо в напрямку спадання всі замовлені позиції;
- З розрахунків поступово вилучаємо максимально заповнені позиції:
 - а) Спочатку ті, що дорівнюють 800 кг, таким чином заповнюємо перші m палет;
 - б) Далі ті, що не вміщують одну мінімально замовлену позицію з тих, що залишилися, заповнюючи наступні $(m + 1) \dots (m + n)$ палети;
 - в) Потім вилучаємо ті, що не вміщують дві мінімально замовлені позиції з тих, що залишилися і т. д.;
- Між кроками всі замовлені позиції, що залишилися невилученими впорядковуємо в напрямку спадання.

- Повторюємо вищезазначені пункти поки сума замовлення не буде дорівнювати 0;
 - Переходимо до оформлення наступного заказу.
- Лістинг програми вищезазначеного алгоритму міститься в Додатку Д.

2.2.3 Розробка алгоритму пошуку із заборонами

Розроблено алгоритм пошуку із заборонами. Дія алгоритму починається з пунктів:

- випадкового завантаження першої палети будь-якою із зазначеної продукції в замовленні дистрибутора;
- вищезазначене завантаження приймаємо за 1й локальний оптимум;
- відображуємо наявність чи відсутність і-го виду продукції на палеті за допомогою бінарного вектора:

$$H_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{якщо } i\text{-й вид продукції завантажено на } j\text{-у палету} \\ 0, & \end{cases}$$

Де H_{ij} показує стан замовленої продукції.

- змінюємо значення вектору стану продукції на flip-окіл (видаляємо останній покладений вид продукції з палети), отримали наступне оптимальне значення стану;
- значення короткої пам'яті встановлюємо 20, а довгої за допомогою штрафної функції Shtraf:

$$\text{Sum} = \text{Sum} * (1 - \text{Shtraf} / 30)$$

- кількість ітерацій встановлюємо 100;

Лістинг програми вищезазначеного алгоритму міститься в Додатку Е.

2.3 Порівняння розроблених та протестованих методів вирішення задачі оптимізації

Отримали результати роботи розробленого жадібного алгоритму, методу гілок і меж та алгоритму пошуку із заборонами (Табл. 2.1):

Порівняння результатів роботи алгоритмів

13	ВСЬОГО замовлення, кг	Кількість завантажених палет		
		Tabu Search	Метод гілок та меж	Жадібний алгоритм
1	73 816	93	93	98
2	93 361	119	118	126
3	46 011	58	58	60
4	34 750	45	44	46
5	92 194	116	116	124
6	89 547	113	113	119
7	42 803	54	54	56
8	20 152	27	27	28
9	82 516	104	104	109
10	26 354	34	34	35
11	95 290	120	120	126
12	65 653	86	83	86
13	91 323	115	115	120
14	87 316	110	110	114
15	29 587	38	38	39
16	95 673	121	121	124
17	60 342	77	77	80
18	47 880	61	61	64
19	92 011	116	116	121
20	57 254	73	72	75
21	88 273	112	111	116
22	42 565	54	54	56
23	85 593	108	108	112
24	84 136	106	106	112
25	21 233	27	27	27
26	84 277	107	106	112
27	93 409	118	118	124
28	90 565	114	114	121
29	33 211	42	42	44
30	94 649	120	119	124
31	85 837	108	108	113
32	61 015	78	78	87
33	28 659	39	39	41
34	84 670	107	107	110

№ п. п. замовлення	ВСЬОГО замовлення, кг	Кількість завантажених палет		
		Tabu Search	Метод гілок та меж	Жадібний алгоритм
35	91 053	115	115	119
36	89 215	113	113	118
37	88 760	112	112	117
38	23 747	31	30	31
39	90 964	115	115	119
40	49 464	63	63	65
41	85 063	107	107	113
42	90 006	114	114	119
43	55 440	71	71	76
44	87 329	110	110	115
45	92 337	117	117	123
46	21 809	29	28	30
47	94 073	119	119	125
48	84 007	106	106	109
49	31 083	40	40	41
50	91 851	116	116	120

Із вищезазначеної таблиці видно, що методи гілок та меж і Tabu Search пропонують ефективно завантаження палет, так як їх кількість менша за розраховану жадібним методом (рис. 2.8). Різниця становить 4 палети що суттєво оптимізує завантаження замовлення, виходячи з того, що ми економимо 3200 кг. ваги продукції.

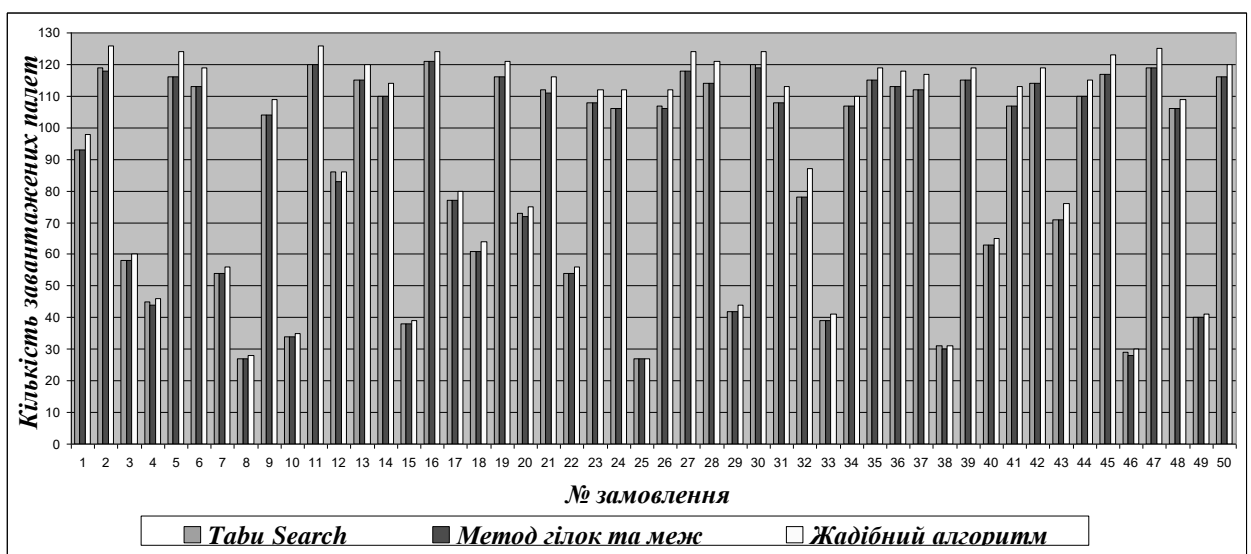


Рисунок 2.8 - Порівняння оптимальності розміщення замовленої продукції у транспортні засоби (для 50-ти замовлень)

Також можна спостерігати за ефективним завантаженням кожної і-ї палети (табл. 2.2) та на графіку спостереження за ходом завантаження всіма методами для 40-го замовлення, що вибране в якості прикладу для ілюстрації (Додаток Ж).

Таблиця 2.2

Порівняння ефективності завантаження палет різними методами

№ замовл.	ВСЬОГО замовлення, кг	Середнє вільне місце в палеті, кг			Середня завантаженість палети, %		
		Tabu Search	Метод гілок та меж	Жадібний алгоритм	Tabu Search	Метод гілок та меж	Жадібний алгоритм
-1-	-2-	-3-	-4-	-5-	-6-	-7-	-8-
1	73 816	6	6	47	99%	99%	94%
2	93 361	15	9	59	98%	99%	93%
3	46 011	7	7	33	99%	99%	96%
4	34 750	28	10	45	97%	99%	94%
5	92 194	5	5	56	99%	99%	93%
6	89 547	8	8	48	99%	99%	94%
7	42 803	7	7	36	99%	99%	96%
8	20 152	54	54	80	93%	93%	90%
9	82 516	7	7	43	99%	99%	95%
10	26 354	25	25	47	97%	97%	94%
11	95 290	6	6	44	99%	99%	95%
12	65 653	37	9	37	95%	99%	95%
13	91 323	6	6	39	99%	99%	95%
14	87 316	6	6	34	99%	99%	96%
15	29 587	21	21	41	97%	97%	95%
16	95 673	9	9	28	99%	99%	96%
17	60 342	16	16	46	98%	98%	94%
18	47 880	15	15	52	98%	98%	94%
19	92 011	7	7	40	99%	99%	95%
20	57 254	16	5	37	98%	99%	95%
21	88 273	12	5	39	99%	99%	95%
22	42 565	12	12	40	99%	99%	95%
23	85 593	7	7	36	99%	99%	96%
24	84 136	6	6	49	99%	99%	94%
25	21 233	14	14	14	98%	98%	98%
26	84 277	12	5	48	98%	99%	94%
27	93 409	8	8	47	99%	99%	94%

Продовження табл. 2.2

-1-	-2-	-3-	-4-	-5-	-6-	-7-	-8-
28	90 565	6	6	52	99%	99%	94%
29	33 211	9	9	45	99%	99%	94%
30	94 649	11	5	37	99%	99%	95%
31	85 837	5	5	40	99%	99%	95%
32	61 015	18	18	99	98%	98%	88%
33	28 659	65	65	101	92%	92%	87%
34	84 670	9	9	30	99%	99%	96%
35	91 053	8	8	35	99%	99%	96%
36	89 215	10	10	44	99%	99%	95%
37	88 760	7	7	41	99%	99%	95%
38	23 747	34	8	34	96%	99%	96%
39	90 964	9	9	36	99%	99%	96%
40	49 464	15	15	39	98%	98%	95%
41	85 063	5	5	47	99%	99%	94%
42	90 006	10	10	44	99%	99%	95%
43	55 440	19	19	71	98%	98%	91%
44	87 329	6	6	41	99%	99%	95%
45	92 337	11	11	49	99%	99%	94%
46	21 809	48	21	73	94%	97%	91%
47	94 073	9	9	47	99%	99%	94%
48	84 007	7	7	29	99%	99%	96%
49	31 083	23	23	42	97%	97%	95%
50	91 851	8	8	35	99%	99%	96%

По результатам таблиці можна побачити, що при виконанні завантаження жадним методом ми отримуємо не повністю заповнені палети (6% вільного місця, 45 кг), а методи гілок та меж і Tabu Search дають досить кращі результати (1-2% вільного місця на палеті, 12-15 кг).

Таким чином виконуючи оцінку методів по отриманим і протестованим результатам можемо зробити висновки про оптимальність використання методів (табл. 2.3), а саме те, що методи гілок і меж та Tabu Search дають приблизно однакові результати, але значно кращі за результати, отримані при використанні жадного алгоритму. При цьому метод пошуку із заборонами має значно кращі показники за часом, ніж метод гілок і меж.

Порівняння ефективності використання методів

Середня кількість завантажених палет			Середня завантаженість палети, %			Математичне очікування часу виконання розрахунків, с		
Tabu Search	Метод гілок та меж	Жадібний алгоритм	Tabu Search	Метод гілок та меж	Жадібний алгоритм	Tabu Search	Метод гілок та меж	Жадібний алгоритм
88	88	92	98%	99%	94%	20,48	40,16	10,44

2.4. Оптимальне налаштування роботи алгоритму Tabu Search

Серед критеріїв зміни налаштувань обрані:

- зміна кількості ітерацій (від 100 до 1000);
- зміна довжини короткострокової пам'яті (від 20 до 80);
- зміна величини штрафу (від $Shtraf / 50$ до $Shtraf / 30$).

При дослідженні даного питання, виявлено, що найсильніший і найефективніший вплив на хід розв'язання поставленої задачі оптимізації має зміна довжини короткострокової пам'яті (Рис. 2.9). Хоч кількість завантажених палет і не змінюється, але суттєво оптимізується ефективність їх завантаження, що добре видно на нижчезазначеному графіку.

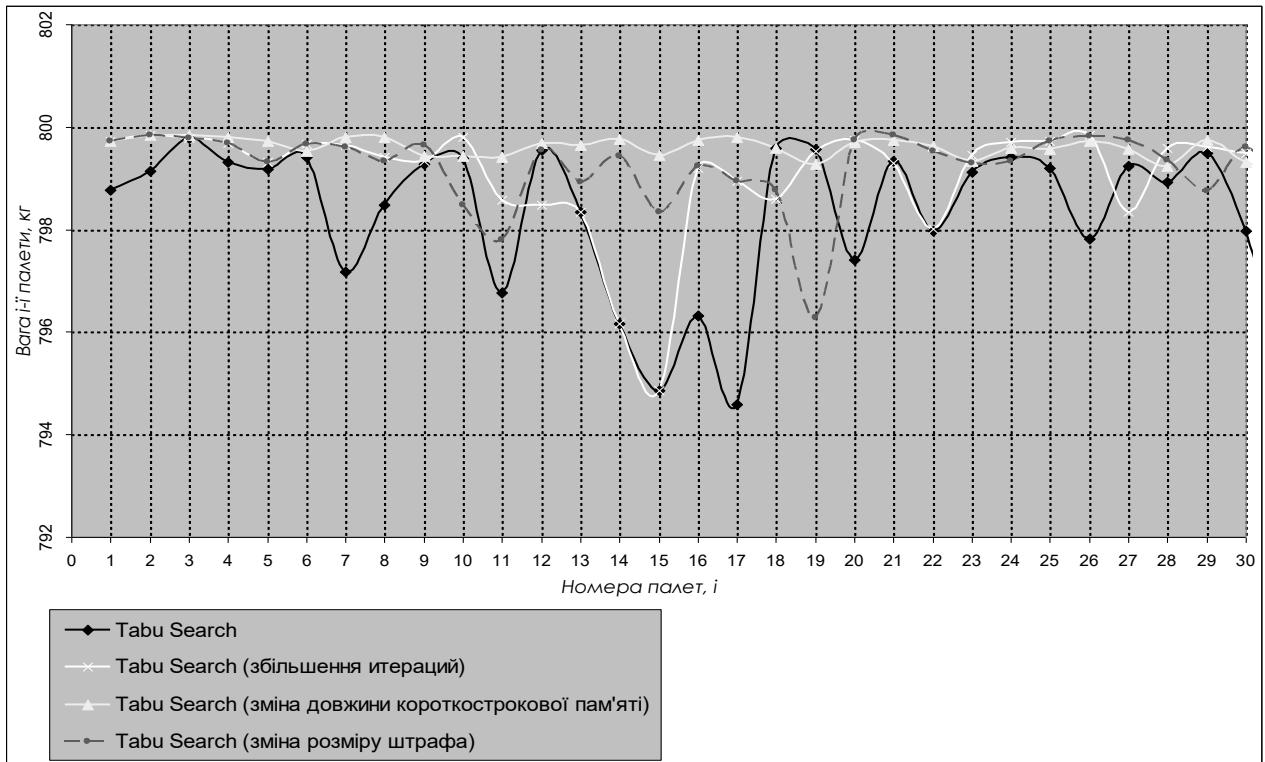


Рисунок 2.9 – Порівняння результатів роботи алгоритма Tabu Search, в залежності від змін налаштування

2.5 Розробка проекту інтелектуальної системи

В кваліфікаційній роботі розглядається проект розробки та впровадження нової системи підтримки прийняття рішень щодо завантаження транспортних засобів на підприємстві.

Ціль проекту – впровадження та використання ПЗ для розрахунків оптимального завантаження транспортних засобів ТОВ «С-ТРЕЙД», з метою ефективного використання ресурсів підприємства та скорочення загальних затрат.

На першому етапі створення проекту необхідно обрати базовий календар, в якому буде відображатися інформація про початок проекту. Для реалізації нашого проекту обираємо дату початку – 7 січня 2025 року.

Після налаштування базового календаря формують перелік задач з урахуванням їх тривалості. Слід відзначити, що тривалість в даному

розумінні вводиться в розрахунок на виконання кожної з задач 1 виконавцем. Пізніше, в ході управління ресурсами проекту, зокрема людськими, ці тривалості можуть бути змінені за рахунок колективного виконання робіт.

Після того, як визначено задачі, необхідно їх структурувати, тобто виділити головні етапи, задачі кожного з етапів та можливі підзадачі. Останній етап завершуємо задачею нульової довжини – віхою

Наступною дією є структурування історичної послідовності. Деякі роботи (задачі) не можуть бути розпочаті чи виконанні, допоки не виконані якісь інші. Саме зв'язки між попередніми і наступними задачами можуть показати критичний шлях проекту, його тривалість та загальну вартість. За допомогою вкладки «попередники» для задач встановлюються зв'язки, які об'єднують проект в одне ціле. В результаті маємо наступні етапи та задачі нашого проекту впровадження нового програмного забезпечення для ТОВ «С-ТРЕЙД» (табл. 2.4):

Структура етапів проекту та тривалість їх виконання

№ п.п.	Назва задачі	Тривалість, дн.	Початок	Кінець	Попередники
1	Проект впровадження інтелектуальної системи автоматичного завантаження транспортних засобів	180	07.01.2025 9:00	15.09.2025 18:00	
2	Вибір проблеми	28	07.01.2025 9:00	13.02.2025 18:00	
3	Визначення критичної проблеми і задачі з тих, що існують в одному з департаментів підприємства	5	07.01.2025 9:00	13.01.2025 18:00	
4	Знаходження експерта для співробітництва при вирішенні проблеми, і призначення колективу розробників	4	14.01.2025 9:00	19.01.2025 18:00	3
5	Визначення попереднього підходу до вирішення проблеми	8	20.01.2025 9:00	29.01.2025 18:00	4;3
6	Аналіз витрат і прибутків від розробки проекту	7	30.01.2025 9:00	09.02.2025 18:00	5
7	Підготовка докладного плану розробки	4	10.02.2025 9:00	13.02.2025 18:00	6
8	Розробка прототипу експертної системи	141	16.02.2025 9:00	31.08.2025 18:00	
9	Ідентифікація проблеми (знаходження альтернативних методів оптимального рішення)	13	16.02.2025 9:00	04.03.2025 18:00	7;5
10	Добування і структуризація знань (отримання інформації про процес формування замовлень на підприємстві)	34	05.03.2025 9:00	21.04.2025 18:00	9
11	Формалізація (розробка бази знань в MS Excel для подальшої програмної реалізації СППР)	21	22.04.2025 9:00	20.05.2025 18:00	10
12	Реалізація (створення прототипу експертної системи на мові програмування Visual Basic)	57	21.05.2025 9:00	07.08.2025 18:00	11
13	Тестування роботи ІС й аналіз статистичних даних, отриманих при використанні альтернативних шляхів рішення проблеми	16	10.08.2025 9:00	31.08.2025 18:00	12
14	Розвиток прототипу до промислової ЕС (збільшення бази знань системи, додавання додаткових правил)	4	01.09.2025 9:00	04.09.2025 18:00	13
15	Оцінка системи (тестування відносно критеріїв ефективності)	14	10.08.2025 9:00	27.08.2025 18:00	13НН
16	Стиковка системи	7	07.09.2025 9:00	15.09.2025 18:00	
17	Забезпечення зв'язку ЕС з існуючими базами даних і іншими системами на підприємстві	3	07.09.2025 9:00	09.09.2025 18:00	15;14
18	Навчання персоналу по експлуатації і обслуговуванню ЕС	7	07.09.2025 9:00	15.09.2025 18:00	17НН
19	Закінчення робіт по проекту і подальша підтримка системи	0	15.09.2025 18:00	15.09.2025 18:00	17;18

В реалізації проекту приймає участь 6 виконавців (трудові ресурси), кожний з яких назначається для виконання окремих задач, а також один матеріальний ресурс – ПК для розробки та тестування ПЗ. Перелік трудових ресурсів, максимальне число одиниць їх використання, стандартні ставки та затрати представлені в табл. 2.5:

Таблиця 2.5

Ресурси проекту

№ п.п.	Назва ресурсу	Скорочена назва	Тип	Макс. одиниць, %	Стандартна ставка, грн/год	Затрати на використання, грн
1	Директор відділу продаж	Д	Трудовий	100	570,00	0
2	Аналітик	А	Трудовий	100	140,00	0
3	Директор відділу фінансів	Д	Трудовий	100	570,00	0
4	Програміст	П	Трудовий	100	170,00	0
5	Адміністратор складу	А	Трудовий	100	90,00	0
6	Адміністратор відділу продаж	А	Трудовий	100	170,00	0
7	Настільний ПК	Н	Матеріальний			30000

Не слід забувати також про те, що всі працівники, що задіяні в проекті не є вивільненими працівниками, які на час виконання проекту полишають всі свої інші задачі. Тобто вони можуть використовуватися значно менше ніж на 100%. Типовою також є ситуація, коли основні виконавці – аналітик або програміст – повинні виконувати одночасно декілька задач. Необхідно розподіляти їх робочий час між задачами, бо інакше вони зможуть виконувати їх лише послідовно.

На кожному з етапів працівники отримують заробітну плату згідно з тарифами в таблиці 2.5. Витрати, які необхідні для реалізації проекту, наведені в таблиці 2.6, де розподілені по кожній із задач, що виконуються:

Витрати на реалізацію етапів проекту.

№ п.п.	Назва задачі	Фіксовані витрати, грн	Загальні витрати, грн
1	Проект впровадження інтелектуальної системи автоматичного завантаження транспортних засобів	1200,00	35 3256,00
2	Вибір проблеми		6 4160,00
3	Визначення критичної проблеми і задачі з тих, що існують в одному з департаментів підприємства		5600,00
4	Знаходження експерта для співробітництва при вирішенні проблеми, і призначення колективу розробників		1 4112,00
5	Визначення попереднього підходу до вирішення проблеми		1 1712,00
6	Аналіз витрат і прибутків від розробки проекту		2 8672,00
7	Підготовка докладного плану розробки		4064,00
8	Розробка прототипу експертної системи		25 2968,00
9	Ідентифікація проблеми (знаходження альтернативних методів оптимального рішення)		2 0488,00
10	Добування і структуризація знань (отримання інформації про процес формування замовлень на підприємстві)		5 3040,00
11	Формалізація (розробка бази знань в MS Excel для подальшої програмної реалізації СППР)		5 2080,00
12	Реалізація (створення прототипу експертної системи на мові програмування Visual Basic)		7 7520,00
13	Тестування роботи ІС й аналіз статистичних даних, отриманих при використанні альтернативних шляхів рішення проблеми		4 9840,00
14	Розвиток прототипу до промислової ЕС (збільшення бази знань системи, додавання додаткових правил)		5440,00
15	Оцінка системи (тестування відносно критеріїв ефективності)		1 0360,00
16	Стиковка системи		1 9128,00
17	Забезпечення зв'язку ЕС з існуючими базами даних і іншими системами на підприємстві		3672,00
18	Навчання персоналу по експлуатації і обслуговуванню ЕС		1 5456,00
19	Закінчення робіт по проекту і подальша підтримка системи		0,00

При створенні проекту значну роль займає планування витрат. В якості витрат можуть виступати стандартні ставки заробітної платні працівникам, ставки понаднормових, використання матеріальних ресурсів або визначення фіксованих витрат. В даній кваліфікаційній роботі для реалізації інвестиційного проекту було виділено 353 256,00 грн.

Іноді в проекті виникає ситуація, коли на певний ресурс призначається більше задач, ніж він в змозі забезпечити. В цьому випадку представлення

діаграми Ганта (рис. 2.10) має ключове значення, оскільки саме вона демонструє послідовність виконання задач. Світлим кольором на діаграмі позначаються ті задачі, які складають критичний шлях – перелік робіт, тривалість яких не можна зменшити за існуючих трудових і матеріальних ресурсів.

Існує декілька методів вирішення задачі мінімізації критичного шляху проекту, серед них найчастіше використовують підхід зі збільшенням тривалості проекту або із застосуванням додаткових виробничих і трудових ресурсів.

Ключовим критерієм привабливості інвестування в будь-якій сфері бізнесу є швидкість повернення вкладеного капіталу. Саме період окупності (Pay-Back Period) дозволяє інвесторові порівняти різні варіанти розвитку бізнесу і вибрати той проект, який найбільшою мірою відповідає його стратегії і фінансовим можливостям. Логічно припустити, що чим швидше проект окупить первинні витрати, тим раніше він почне приносити прибуток і тим більшою буде її сукупна величина.

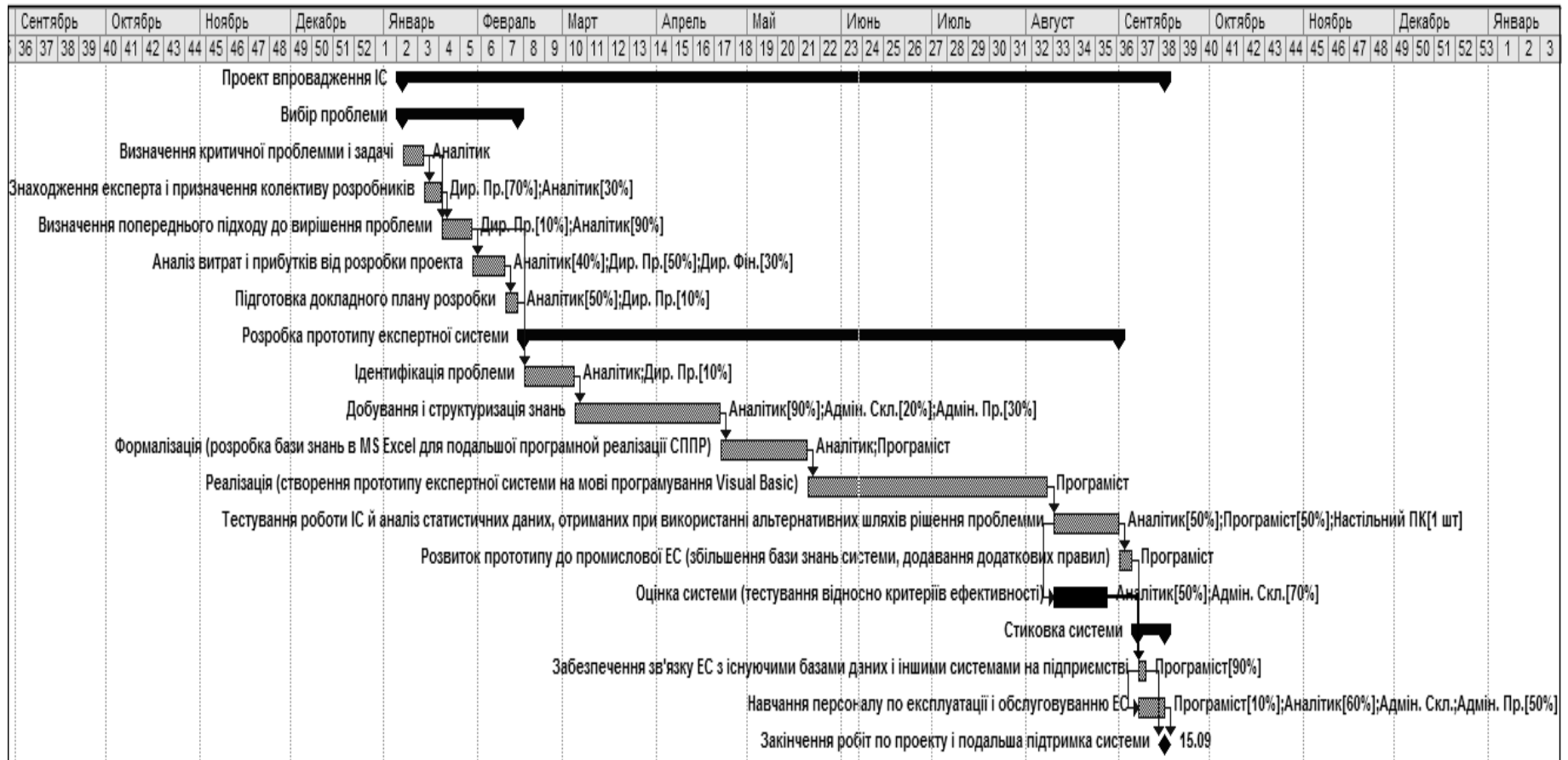


Рисунок 2.10 – Діаграма Ганта плану проекту розробки експертної системи

Період окупності є термін, розрахований з дня початку реалізації проекту і здійснення перших інвестиційних витрат до моменту, коли різниця між накопиченою сумою чистого прибутку і об'ємом проведених інвестиційних витрат придбає позитивне значення, тобто буде досягнута точка беззбитковості. Тобто період окупності - час, протягом якого доходи від інвестицій досягли первинного вкладення капіталу в даний проект:

$$T_{ок} = \frac{\text{Затрати на проект/інвестиції}}{\text{Надходження грошових коштів за рік}}$$

Як зазначалося вище затрати на проект та його впровадження становлять 35 3256,0 грн., а тривалість проекту – 180 робочих днів.

Розрахуємо надходження грошових коштів за рік використання впровадженого проекту. Для цього проведемо поетапний аналіз виконання замовлень ТОВ «С-ТРЕЙД». За 1 робочий день у відділ продаж надходять і оформлюються 1-2 замовлення, з них виконується і відправляється для доставки за призначенням на дистрибуторів одне замовлення, що становить приблизно 92 палети, тобто 7,1 завантажені машини. З використанням розробленої системи підтримки прийняття рішень отримуємо економію в 4 палети, тобто 0,3 вільного місця в машині (при вартості однієї машини 3900 грн). Таким чином ми економимо за день $3900 * 0,3 = 11700$ грн., а за рік: $11700 * 264 = 3\,088\,800$ грн.

Отже наш проект – окупний, так як період окупності становить:

$$T_{ок} = \frac{353256}{3088800} = 0,11 \text{ років} = 30,2 \text{ дн.} \approx 1 \text{ міс.}$$

ВИСНОВКИ

У ході виконання кваліфікаційної роботи було реалізовано програмно алгоритм Tabu Search, який показав непогані результати роботи і може бути застосований для пошуку рішень задач оптимізації.

Після виконання ряду тестів було визнано що алгоритм потребує більш чіткого встановлення параметрів короткострокової і довгострокової пам'яті. Результати виявили що алгоритм має великі відхилення якості пошуку оптимумів в залежності від деяких параметрів. За рахунок їх зміни було досягнуто зменшення похибки алгоритму, та збільшення швидкості пошуку.

Об'єктом дослідження виступав процес виконання замовлень на ТМВ в умовах підприємства ТОВ «С-ТРЕЙД». Метою оптимізації розподілу замовлень задля зменшення кількості використаних палет досягнуто досить успішно.

В результаті роботи розроблено програмний продукт, який дозволяє розв'язувати оптимізації за допомогою жадного алгоритму, методу гілок та меж і пошуку Tabu. Результати розрахунків подано у вигляді таблиць та графіків. Наведено детальний опис структури програми та інструкцію по використанню програмного продукту. Отримані результати вказують на доцільність використання розробленого алгоритму для отримання високоякісних розв'язків розглянутої задачі.

Таким чином, можемо сказати, що на основі даної роботи можна прийняти правильне рішення при виборі способу розподілу замовленої продукції та її оптимального завантаження у транспортні засоби.

СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ

1. Glover, F. and M. Laguna. Tabu Search. Kluwer, Norwell, MA. 1997.
2. Glover, F. "Tabu Search – Part I", ORSA Journal on Computing 1989.
3. Glover, F. "Tabu Search – Part II", ORSA Journal on Computing 1990.
4. Battiti R., Tecchiolli G. -The reactive tabu search.- preprint, Department of Mathematics, University of Trento, Trento, Italy (1992)
5. Costa D. -A Tabu Search Algorithm for Computing an Operational Time Table European Journal of Operational Research 76, (1994), pp. 98-110.
6. Faigle U., Kern W. -Some Convergence Results for Probabilistic Tabu Search – ORSA Journal on Computing 4, (1992), pp. 32-37.
7. Fox B.L. -Integrating and accelerating tabu search, simulated annealing and genetic algorithms - Annals of Operations Research 41, (1993) pp. 47-67.
8. Friden C. , Hertz A. , de Werra D. -STABULUS: a technique for finding stable sets in large graphs with tabu search - Computing 42, (1989) pp. 35-44.
9. Friden C. , Hertz A. , de Werra D. -TABARIS: an exact algorithm based on tabu search for finding a maximum independent set in a graph - Computers and Operations Research 17, (1990), pp. 437-445.
10. Gendreau M., Hertz A., Laporte G. -A Tabu Search Heuristic for the Vehicle Routing Problem- Management Science 40/10, (1994), pp. 1276-1290.
11. Glover F. -Future Paths for Integer Programming and Links to Artificial Intelligence- Computers and Operations Research 13, (1986), pp. 533-549.
12. Гуляницький Л.Ф. Прикладні методи комбінаторної оптимізації: навч. посіб. / Л.Ф. Гуляницький, О.Ю. Мулеса. – К.: Видавничо-поліграфічний центр «Київський університет», 2016. – 142 с.
13. Субботін С.О. Неінтерактивні, еволюційні та мультиагентні методи синтезу нечіткологічних і нейромережних моделей: монографія / С.О. Субботін, А.О. Олійник, О.О. Олійник, під заг. Ред. С.О. Субботіна. – Запоріжжя: ЗНТУ, 2009.

14. Жалдак М.І. Основи теорії і методів оптимізації [Текст] / М.І. Жалдак, Ю.В. Триус, – Черкаси: Брама-Україна, 2005. – 608 с.
15. Коряшкіна Л.С. Практикум з курсу Методи оптимізації та дослідження операцій. Частина 1. Дослідження операцій / Л.С. Коряшкіна, С.А. Ус / М-во освіти і науки України; Нац. техн. ун-т «Дніпровська політехніка». – Д.: НТУ «ДП», 2019. – 182 с.
16. Стеценко І. В. Моделювання систем: навч. посіб. [Електронний ресурс, текст] / І. В. Стеценко ; М-во освіти і науки України, Черкас. держ. технол. ун-т. – Черкаси : ЧДТУ, 2010. – 399 с.
17. Бартіш М. Я. Дослідження операцій. Частина 1. Лінійні моделі / М. Я. Бартіш, І. М. Дудзяний. – Львів : Видавничий центр ЛНУ імені Івана Франка, 2007. – 168 с.
18. Бартіш М. Я. Дослідження операцій. Частина 2. Алгоритми оптимізації на графах / М. Я. Бартіш, І. М. Дудзяний. – Львів : Видавничий центр ЛНУ імені Івана Франка, 2007. – 120 с.
19. Іглін С.П. Теорія графів на базі MATLAB: навч. посіб. для студентів інформаційних спеціальностей усіх форм навчання вищих навчальних закладів / С. П. Іглін, Ю. І. Зайцев, Ю. Б. Решетняк. – Харків: "НТМТ", 2023. – 236 с.
20. Bernhard Korte Jens Vigen. Combinatorial Optimization Theory and Algorithms. – Springer, 2008. – 722p.
21. Згуровський, М.З. Важко вирішувані завдання комбінаторної оптимізації в плануванні та прийнятті рішень [Текст] / М.З. Згуровський, А.А. Павлов. – К., 2016. – 115 с.
22. Донець, Г.П. Екстремальні задачі на комбінаторних конфігураціях [Текст] / Г.П. Донець, Л.М. Колечкіна. – Полтава, 2011. – 328 с.
23. Волошин А. Ф. Послідовний аналіз варіантів у задачах дослідження складних систем: монографія / А. Ф. Волошин, В. І. Кудін. – К.: Вид.-поліграф, центр "Київ, ун-т", 2015
24. Глибовець М. М. Еволюційні алгоритми : підручник / М. М. Глибовець, Н. М. Гуляева. - К. : НаУКМА, 2013.

25. Кваліфікаційна робота магістра [Електронний ресурс] : методичні рекомендації для здобувачів ступеня магістра освітньо-професійної програми «Системний аналіз» зі спеціальності 124 Системний аналіз / уклад.: Т.А. Желдак, Т.В. Хом'як, А.В. Малієнко ; М-во освіти і науки України, Нац. техн. ун-т «Дніпровська політехніка». – Дніпро : НТУ «ДП», 2024. – 33 с.
<https://ir.nmu.org.ua/handle/123456789/167921>
26. Молоканова, В. М., & Шевченко, Ю. О. (2024). Управління проектною командою. <https://ir.nmu.org.ua/handle/123456789/167646>
27. Аналіз та обробка великих даних [Електронний ресурс] : методичні рекомендації до виконання практичних робіт для здобувачів ступеня магістра освітньо-професійної програми «Системний аналіз» зі спеціальності 124 Системний аналіз / М-во освіти і науки України, Нац. техн. ун-т «Дніпровська політехніка». – Дніпро : НТУ «ДП», 2024. – 82 с.
<https://ir.nmu.org.ua/handle/123456789/167968>
28. Машинне навчання [Електронний ресурс] : методичні рекомендації до виконання практичних робіт для здобувачів ступеня магістра освітньо-професійної програми «Системний аналіз» зі спеціальності 124 Системний аналіз / уклад.: Т.А. Желдак, О.Б. Владико, А.В. Малієнко, Д.М. Гаранжа ; М-во освіти і науки України, Нац. техн. ун-т «Дніпровська політехніка». – Дніпро : НТУ «ДП», 2024. – 48 с.
<https://ir.nmu.org.ua/handle/123456789/167920>
29. Самонавчання складних систем [Електронний ресурс] : методичні рекомендації до виконання практичних робіт для здобувачів ступеня магістра освітньо-професійної програми «Системний аналіз» зі спеціальності 124 Системний аналіз / Т.А. Желдак, К.С. Хабарлак, Д.М. Гаранжа ; М-во освіти і науки України, Нац. техн. ун-т «Дніпровська політехніка». – Дніпро : НТУ «ДП», 2024. – 66 с.
<https://ir.nmu.org.ua/handle/123456789/167645>

ДОДАТКИ

Додаток А

Відомість матеріалів кваліфікаційної роботи

№ з/п	Позначення				Найменування	Кількість аркушів	Примітки			
1										
2					Документація					
3										
4	САУ.КР.24.20.ПЗ				Пояснювальна записка	78	Формат А4			
5										
6					Демонстраційний матеріал	15	Презентація на CD-R			
7										
8					Копія роботи	1	Диск CD-R			
9										
10										
11										
12										
13										
14										
15										
16										
17										
18										
					САУ.КР.24.20.ДА.ПЗ.					
Змін.	Аркуш	№ докум.	Підпис	Дата						
Розроб.		Тазбаш			Матеріали кваліфікаційної роботи	Літ.	Аркуш	Аркушів		
К. розд.		Желдак								
Керівн.		Желдак				НТУ «ДП», 12; 124м-23-1				
Н.контр.		Хом'як								
Зав. каф.		Желдак								

ВІДГУК
на кваліфікаційну роботу магістра
студентки групи 124м-23-1 Тазбаш Ольги Русланівни
спеціальності 124 «Системний аналіз»

Тема кваліфікаційної роботи: «Дослідження методів оптимального завантаження транспортних засобів в складі інтелектуальної системи підтримки прийняття рішень»

Обсяг кваліфікаційної роботи: 78 сторінок.

Мета кваліфікаційної роботи: підвищення ефективності побудови планів розподілення ресурсів в процесі виконання замовлень шляхом зменшення кількості використаних палет.

Актуальність теми обумовлена швидким розвитком масштабів задач, що потребують пошуку екстремумів функції. Розробка методу пошуку із заборонами змогла завоювати в цьому питанні перші ряди, так як дозволяє знайти оптимальне рішення кінцевого векторного простору та завдяки своїм різноманітним настроюванням дозволяє знайти глобально оптимальне рішення за обмежений час.

Тема кваліфікаційної роботи безпосередньо пов'язана з об'єктом діяльності магістра спеціальності 124 Системний аналіз, оскільки в ній вирішуються комбінаторні задачі великої розмірності та виконується розробка інтелектуальної системи підтримки прийняття рішень.

Наукова новизна отриманих в роботі результатів полягає в наступному:

- Вперше застосовано алгоритм пошуку із заборонами для задачі оптимального завантаження транспортних засобів;
- Досліджено налагодження запропонованого алгоритму з метою покращення показників якості його роботи;
- Отримані оптимальні значення налаштувань в межах припустимого часу розрахунків.

Практичне значення результатів кваліфікаційної роботи полягає в реалізації програмного забезпечення, що втілює викладені теоретичні засади для підтримки прийняття рішень в задачах планування логістичних операцій.

Висновки підтверджують можливість використання результатів роботи в повсякденній практиці розглянутого підприємства ТОВ «С-Трейд», а також у виробничій діяльності великої кількості підприємств, що вирішують задачу дистрибуції широкого асортименту продукції до великої кількості споживачів.

Оформлення пояснювальної записки та демонстраційного матеріалу до неї виконано згідно з вимогами. Роботу виконано самостійно, відповідно до завдання та у повному обсязі.

У роботі відзначено такі недоліки:

- 1) Неочевидний вибір мови програмування VBA для реалізації ресурсоємного методу обчислювальної оптимізації.
- 2) Загальні висновки формуються без висновків за окремими розділами.

Кваліфікаційна робота в цілому заслуговує оцінки: «відмінно» (90 балів)

З урахуванням висловлених зауважень авторка заслуговує присвоєння кваліфікації «магістр з системного аналізу».

Керівник кваліфікаційної роботи,
К.т.н., доц., зав. каф. САУ

Желдак Т.А.

Приклад типового замовлення

Україна, 49127, г. Дніпро, вул. Автопаркова, 5
ТОВ "С-ТРЕЙД", тел./факс (0562) 38-81-59

Обробка замовлень - Пронькіна Олена
моб. (097) 756-45-61
email: epronkina@strade.biz

Картка клієнта

Клієнт:	
Адреса доставки:	
Телефон клієнта:	
Відпускна ціна:	Див. по позиціях
Скидка %:	

<i>Форма оплати (перша/ друга)</i>
<i>Умови оплати (факт/ передплата/ відстрочка)</i>
<i>Менеджер</i>

		Загальна вага замовлення, т		ящики в	сума замов- лення				
		0,000							
Дата замовлення:		→ 18.06.24		-	-				
Дата доставки:		→ 19.06.24							
Код пр.	Код внутр.	Назва продукції	Кіль- к. дящ- ику	Зак., ящ	вага шт. БРУТТО, кг	вага, кг	ціна за шт.	Сума замовл- ення	№ палети
C-500	CR11272	SANINO з/п мин.+ фтор 50 мл	144		0,0956	0	1,88	-	
C-501	CR11273	SANINO з/п мин.+ фтор 100 мл	48		0,1835	0	2,85	-	
C-501U	CR11AC6	SANINO з/п мин.+ фтор 100+50 мл	48		0,264	0	2,85	-	
C-502A	CR11064	SANINO з/п гель лед. свеж. 50 мл	144		0,0858	0	1,88	-	
C-730	CR11066	SANINO з/п гель лед. свеж. 100 мл	48		0,1625	0	2,85	-	
C-503	CR11922	SANINO з/п с травами 50 мл	144		0,0958	0	1,88	-	
C-620	CR11777	SANINO з/п с травами 100 мл	48		0,183	0	2,85	-	
C-504	CR11897	SANINO з/п отбеливающая 50 мл	144		0,0854	0	1,88	-	
C-619	CR11776	SANINO з/п отбеливающая 100 мл	48		0,16	0	2,85	-	
C-619P	CR11ACA	SANINO з/п отбеливающая 100 мл + 50 мл	48		0,229	0	2,85	-	
C-638	CR11774	SANINO з/п Мультизащита 50 мл	72		0,086	0	2,24	-	
C-639	CR11775	SANINO з/п Мультизащита 100 мл	48		0,163	0	3,74	-	
C-637	CR11778	SANINO з/п apple 100 мл	48		0,182	0	2,85	-	

Продовження додатку В:

C-725	CR1IA42	SANINO Чувствительная з/п 50 мл	72		0,085	0	2,99	-	
C-726	CR1IA43	SANINO Чувствительная з/п 100 мл	48		0,158	0	4,50	-	
C-763	CR1IA98	SANINO Зеленый чай з/п 50 мл	72		0,095	0	1,50	-	
C-764	CR1IA99	SANINO Зеленый чай з/п 100 мл	48		0,179	0	2,48	-	
C-765	CR1IAA 0	SANINO Прополис з/п 50 мл	72		0,095	0	1,50	-	
C-766	CR1IAA 1	SANINO Прополис з/п 100 мл	48		0,179	0	2,48	-	
C-604	CR1I708	SANINO Vitamin з/п 50 мл	72		0,088	0	1,99	-	
C-603	CR1I707	SANINO Int Wh з/п 50 мл tropik	72		0,096	0	1,88	-	
	CR1I706	SANINO White з/п 50 мл apple	72		0,096	0	1,88	-	
C-607	CR1IAD 6	SANINO White з/п 50 мл apple	72		0,096	0	2,85	-	
C-599	CR1I709	SANINO BSoda з/п 75 мл	48		0,125	0	4,88	-	
C-639U	CR1IA13	SANINO з/п Family, (Junior 75 ml+Multi 100 ml)	24		0,323	0	4,88	-	
C-640	CR1I779	SANINO з/п Детская 75 мл	48		0,125	0	2,99	-	
C-287L	CR1I548	ARKO Крем для бритья 65gr ментол	72		0,093	0	2,85	-	
	CR1I549	ARKO Крем для бритья 65gr прохладный	72		0,093	0	2,85	-	
	CR1I560	ARKO Крем для бритья 65gr нормаль	72		0,093	0	2,85	-	
	CR1I561	ARKO Крем для бритья 65gr коммандо	72		0,093	0	2,85	-	
	CR1I562	ARKO Крем для бритья 65gr чувств.	72		0,093	0	2,85	-	
C-621A	CR1IA35	BLIX крем для бритья 65 мл свежесть	72		0,091	0	2,24	-	
	CR1IA34	BLIX крем для бритья 65 мл регуляр	72		0,091	0	2,24	-	
	CR1IA36	BLIX крем для бритья 65 мл спорт	72		0,091	0	2,24	-	
	CR1IA37	BLIX крем для бритья 65 мл чувствительная	72		0,091	0	2,24	-	
C-49A	CR1I784	ARKO Пена для бритья 200 мл нормальн.	24		0,285	0	6,74	-	
	CR1I785	ARKO Пена для бритья 200 мл прохл.	24		0,285	0	6,74	-	
	CR1I786	ARKO Пена для бритья 200 мл влажн.	24		0,285	0	6,74	-	
	CR1I787	ARKO Пена для бритья 200 мл чувств.	24		0,285	0	6,74	-	
	CR1I788	ARKO Пена для бритья 200 мл коммандо	24		0,285	0	6,74	-	
	CR1I789	ARKO Пена для бритья 200 мл аква	24		0,285	0	6,74	-	
	CR1I790	ARKO Пена для бритья 200 мл цитрус	24		0,285	0	6,74	-	
	CR1I791	ARKO Пена для бритья 200 мл спорт	24		0,285	0	6,74	-	
C-389	CR1I714	ARKO Пена для бритья 100 мл прохл.	24		0,145	0	4,73	-	
	CR1I715	ARKO Пена для бритья 100 мл чувств.	24		0,145	0	4,73	-	
C-396-A	CR1I882	ARKO гель для бритья 200 мл. регуляр	24		0,305	0	11,99	-	
	CR1I883	ARKO гель для бритья 200 мл. чувствительный	24		0,305	0	11,99	-	
	CR1I884	ARKO гель для бритья 200 мл. прохладный	24		0,305	0	11,99	-	
	CR1I885	ARKO гель для бритья 200 мл. коммандо	24		0,305	0	11,99	-	

Продовження додатку В:

	CR1I886	ARKO гель для бритья 200 мл. увлажняющий	24		0,305	0	11,99	-	
C-691	CR1I949	ARKO пена для бритья 250 ml прохлада	24		0,3446	0	6,74	-	
	CR1IAA B	ARKO пена для бритья 250 ml аква	24		0,3446	0	6,74	-	
	CR1IAA A	ARKO пена для бритья 250 ml регуляр	24		0,3446	0	6,74	-	
	CR1IAA C	ARKO пена для бритья 250 ml цитрус	24		0,3446	0	6,74	-	
	CR1I950	ARKO пена для бритья 250 ml увлажн.	24		0,3446	0	6,74	-	
	CR1I951	ARKO пена для бритья 250 ml чувствит.	24		0,3446	0	6,74	-	
	CR1IAA D	ARKO пена для бритья 250 ml спорт	24		0,3446	0	6,74	-	
	CR1I952	ARKO пена для бритья 250 ml коммандо	24		0,3446	0	6,74	-	
C-692	CR1I974	ARKO гель д/б 250 мл. регуляр	24		0,3458	0	11,99	-	
	CR1I975	ARKO гель д/б 250 мл. прохл.	24		0,3458	0	11,99	-	
	CR1I976	ARKO гель д/б 250 мл. чувст.	24		0,3458	0	11,99	-	
	CR1I977	ARKO гель д/б 250 мл. комм.	24		0,3458	0	11,99	-	
	CR1I978	ARKO гель д/б 250 мл. увл.	24		0,3458	0	11,99	-	
C-560	CR1I716	Arko гель для бритья 60 мл аква	72		0,089	0	2,31	-	
	CR1I900	Arko гель для бритья 60 мл спорт	72		0,089	0	2,31	-	
C-345L	CR1I639	ARKO крем после бритья 50 ml прохл	72		0,071	0	2,85	-	
	CR1I640	ARKO крем после бритья 50 ml аква	72		0,071	0	2,85	-	
	CR1I641	ARKO крем после бритья 50 ml коммандо	72		0,071	0	2,85	-	
	CR1I792	ARKO крем после бритья 50 ml спорт	72		0,071	0	2,85	-	
	CR1I793	ARKO крем после бритья 50 ml цитрус	72		0,071	0	2,85	-	
C-61B	CR1I488	ARKO бальзам после бритья 150 мл прохладный	24		0,071	0	10,69	-	
	CR1I736	ARKO бальзам после бритья 150 мл аква	24		0,179	0	10,69	-	
	CR1I652	ARKO бальзам после бритья 150 мл commando	24		0,179	0	10,69	-	
C-61R	CR1IA69	ARKO бальзам после бритья 100 мл аква	24		0,125	0	8,24	-	
	CR1IA70	ARKO бальзам после бритья 100 мл прохлада	24		0,125	0	8,24	-	
	CR1IA71	ARKO бальзам после бритья 100 мл командо	24		0,125	0	8,24	-	
C-116	CR1I311	ARKO лосьон после бритья 250 мл прохладный	24		0,278	0	14,25	-	
	CR1I820	ARKO лосьон после бритья 250 мл аква	24		0,278	0	14,25	-	
	CR1I821	ARKO лосьон после бритья 250 мл спорт	24		0,278	0	14,25	-	
	CR1I831	ARKO лосьон после бритья 250 мл цитрус	24		0,278	0	14,25	-	
	CR1I297	ARKO лосьон после бритья 250 мл командо	24		0,278	0	14,25	-	
C-644	CR1I850	ARKO лосьон после бритья 100 мл командо	24		0,2854	0	12,74	-	
	CR1I851	ARKO лосьон после бритья 100 мл спорт	24		0,2854	0	12,74	-	
	CR1I852	ARKO лосьон после бритья 100 мл цитрус	24		0,2854	0	12,74	-	

Продовження додатку В:

	CR11853	ARKO лосьон после бритья 100 мл прохлада	24		0,2854	0	12,74	-	
	CR11854	ARKO лосьон после бритья 100 мл аква	24		0,2854	0	12,74	-	
C-321	CR11319	FAX крем для бритья 65 гр. регуляр	72		0,097	0	2,08	-	
	CR11321	FAX крем для бритья 65 гр. чувствительный	72		0,097	0	2,08	-	
	CR11409	FAX крем для бритья 65 гр. свежесть	72		0,097	0	2,08	-	
	CR11410	FAX крем для бритья 65 гр. спорт	72		0,097	0	2,08	-	
C-555	CR11544	Arko гель после бритья 150 мл аква	24		0,177	0	10,69	-	
	CR11824	Arko гель после бритья 150 мл спорт	24		0,177	0	10,69	-	
C-555R	CR11A93	Arko гель после бритья 100 мл Аква	24		0,125	0	8,24	-	
	CR11A92	Arko гель после бритья 100 мл Спорт	24		0,125	0	8,24	-	
C-650C	CR11857	Arko дезодор. 150 мл. прохлада	12		0,1668	0	6,37	-	
	CR11858	Arko дезодор. 150 мл. аква	12		0,1668	0	6,37	-	
	CR11859	Arko дезодор. 150 мл. спорт	12		0,1668	0	6,37	-	
	CR11860	Arko дезодор. 150 мл. коммандо	12		0,1668	0	6,37	-	
	CR11861	Arko дезодор. 150 мл. цитрус	12		0,1668	0	6,37	-	
	CR11862	Arko дезодор. 150 мл. форза	12		0,1668	0	6,37	-	
C-633	CR11825	Duru Aroma жидк мыло 400 мл имбирь	12		0,483	0	4,49	-	
	CR11826	Duru Aroma жидк мыло 400 мл кислород	12		0,483	0	4,49	-	
	CR11827	Duru Aroma жидк мыло 400 мл лаванда	12		0,483	0	4,49	-	
	CR11828	Duru Aroma жидк мыло 400 мл бамбук	12		0,483	0	4,49	-	
C-635	CR11842	Duru Care жидк мыло 400 мл кокос	12		0,4983	0	4,49	-	
	CR11843	Duru Care жидк мыло 400 мл миндаль	12		0,4983	0	4,49	-	
	CR11844	Duru Care жидк мыло 400 мл мед	12		0,4983	0	4,49	-	
	CR11845	Duru Care жидк мыло 400 мл молоко	12		0,4983	0	4,49	-	
C-515	CR11517	Duru гель для душа 250 мл бамбук	12		0,302	0	5,24	-	
	CR11516	Duru гель для душа 250 мл минерал	12		0,302	0	5,24	-	
	CR11518	Duru гель для душа 250 мл энергетический	12		0,302	0	5,24	-	
	CR11519	Duru гель для душа 250 мл расслабляющий	12		0,302	0	5,24	-	
C-641	CR11846	Duru Care гель для душа 250 мл кокос	12		0,3	0	5,24	-	
	CR11847	Duru Care гель для душа 250 мл миндаль	12		0,3	0	5,24	-	
	CR11848	Duru Care гель для душа 250 мл мед	12		0,3	0	5,24	-	
	CR11849	Duru Care гель для душа 250 мл молоко	12		0,3	0	5,24	-	
C-651	CR11895	Arko гель для душа 250 мл цитрус	24		0,3	0	6,75	-	
	CR11896	Arko гель для душа 250 мл спорт	24		0,3	0	6,75	-	
S-515Y	CR11A17	Duru Moods гель д/д 250 мл Energy энергия и бодрость	12		0,326	0	6,75	-	

Продовження додатку В:

	CR11A18	Duru Moods гель д/д 250 мл Desire страсть и желание	12		0,326	0	6,75	-	
	CR11A19	Duru Moods гель д/д 250 мл Luxury гламур и люкс	12		0,326	0	6,75	-	
	CR11A20	Duru Moods гель д/д 250 мл Tranquility спок. и наслажд.	12		0,326	0	6,75	-	
S-515P	CR11A80	Duru Moods гель д/д 250 мл Энергия (Energy) + мочалка	12		0,354	0	6,75	-	
	CR11A81	Duru Moods гель д/д 250 мл Желание (Desire) + мочалка	12		0,354	0	6,75	-	
	CR11A82	Duru Moods гель д/д 250 мл Роскошь (Luxury) + мочалка	12		0,354	0	6,75	-	
	CR11A83	Duru Moods гель д/д 250 мл Расслабление (Tranquility) + моч.	12		0,354	0	6,75	-	
S-515S	CR11A84	Duru Moods гель д/д 250 мл Энергия (Energy) + мыло	12		0,421	0	6,75	-	
	CR11A85	Duru Moods гель д/д 250 мл Желание (Desire) + мыло	12		0,421	0	6,75	-	
	CR11A86	Duru Moods гель д/д 250 мл Роскошь (Luxury) + мыло	12		0,421	0	6,75	-	
	CR11A87	Duru Moods гель д/д 250 мл Расслабление (Tranquility) + мыло	12		0,421	0	6,75	-	
S-641Y	CR11A21	Duru Looks гель д/д 250 мл Nourishing пит. (лесной орех)	12		0,317	0	6,75	-	
	CR11A22	Duru Looks гель д/д 250 мл Exfoliating шелк, укрепл. (гранат)	12		0,317	0	6,75	-	
	CR11A23	Duru Looks гель д/д 250 мл Refreshing освежающий (грейпфрут)	12		0,317	0	6,75	-	
	CR11A24	Duru Looks гель д/д 250 мл Repairing восстанавлив. (клубника)	12		0,317	0	6,75	-	
S-641P	CR11A76	Duru Looks гель д/д 250 мл Питающий (Nourishing) + моч.	12		0,354	0	6,75	-	
	CR11A77	Duru Looks гель д/д 250 мл Шелк, укрепляющий (Exfoliating) + моч.	12		0,354	0	6,75	-	
	CR11A78	Duru Looks гель д/д 250 мл Освежающий (Refreshing) + моч.	12		0,354	0	6,75	-	
	CR11A79	Duru Looks гель д/д 250 мл Восстанавливающий (Repairing) + моч.	12		0,354	0	6,75	-	
S-588	CR11A46	DURU Looks ж/мыло 300 мл Nourishing питающий (лесной орех)	12		0,383	0	5,48	-	
	CR11A47	DURU Looks ж/мыло 300 мл Moisturising увл. (персик)	12		0,383	0	5,48	-	
	CR11A48	DURU Looks ж/мыло 300 мл Silkening/Exfoliating обновл. (гранат)	12		0,383	0	5,48	-	
	CR11A49	DURU Looks ж/мыло 300 мл Refreshing освежающее (грейпфрут)	12		0,383	0	5,48	-	
S-589	CR11A50	DURU Moods ж/мыло 300 мл Energy-энергия	12		0,383	0	5,48	-	
	CR11A51	DURU Moods ж/мыло 300 мл Desire-желание	12		0,383	0	5,48	-	
	CR11A52	DURU Moods ж/мыло 300 мл Nature-природа	12		0,383	0	5,48	-	
	CR11A53	DURU Moods ж/мыло 300 мл Tranquility-расслабление	12		0,383	0	5,48	-	
S-425A	CR11460	DURU DEO 3*100G\BAR морск.	24		0,3292	0	4,88	-	
	CR11461	DURU DEO 3*100G\BAR тропик	24		0,3292	0	4,88	-	
S-558	CR11741	DURU экопак 4*100 весна	24		0,4154	0	5,78	-	
	CR11742	DURU экопак 4*100 осень	24		0,4154	0	5,78	-	
	CR11743	DURU экопак 4*100 лето	24		0,4154	0	5,78	-	
	CR11744	DURU экопак 4*100 зима	24		0,4154	0	5,78	-	
S-261	CR11041	DURU 1+1 экопак 4/100г мор.мин.	24		0,414	0	5,78	-	
	CR11042	DURU 1+1 экопак 4/100г зел. чай	24		0,414	0	5,78	-	

Продовження додатку В:

	CR11043	DURU 1+1 экопак 4/100гр лотос	24		0,414	0	5,78	-	
	CR11044	DURU 1+1 экопак 4/100гр лимон	24		0,414	0	5,78	-	
S-562A	CR11834	DURU 1+1 инд. 100 гр лотос	72		0,1049	0	1,58	-	
	CR11835	DURU 1+1 инд. 100 гр зел. чай	72		0,1049	0	1,58	-	
	CR11836	DURU 1+1 инд. 100 гр мор. минералы	72		0,1049	0	1,58	-	
S-128 E	CR11863	FAX 3*125 планшет яблоко	20		0,4195	0	3,97	-	
	CR11868	FAX 3*125 планшет ландыш	20		0,4195	0	3,97	-	
	CR11865	FAX 3*125 планшет роза	20		0,4195	0	3,97	-	
	CR11864	FAX 3*125 планшет лимон	20		0,4195	0	3,97	-	
	CR11866	FAX 3*125 планшет лаванда	20		0,4195	0	3,97	-	
	CR11867	FAX 3*125 планшет персик	20		0,4195	0	3,97	-	
	CR11870	FAX 3*125 планшет магнолия	20		0,4195	0	3,97	-	
	CR11869	FAX 3*125 планшет сирень	20		0,4195	0	3,97	-	
S-186 E	CR11871	FAX 5*75 экопак яблоко	24		0,3925	0	3,67	-	
	CR11872	FAX 5*75 экопак лимон	24		0,3925	0	3,67	-	
	CR11873	FAX 5*75 экопак роза	24		0,3925	0	3,67	-	
	CR11874	FAX 5*75 экопак лаванда	24		0,3925	0	3,67	-	
	CR11876	FAX 5*75 экопак ландыш	24		0,3925	0	3,67	-	
	CR11877	FAX 5*75 экопак магнолия	24		0,3925	0	3,67	-	
	CR11875	FAX 5*75 экопак сирень	24		0,3925	0	3,67	-	
S-586R	CR11A62	DURU Looks 100 гр Nourishing питающий (лесной орех)	48		0,114	0	1,73	-	
	CR11A63	DURU Looks 100 гр Exfoliating шелковое прикосновение (Гранат)	48		0,114	0	1,73	-	
	CR11A64	DURU Looks 100 гр Refreshing освежающее (Грейпфрут)	48		0,114	0	1,73	-	
	CR11A65	DURU Moods 100 гр Energy-энергия	48		0,11	0	1,73	-	
S-587R	CR11A67	DURU Moods 100 гр Luxury гламур и люкс	48		0,11	0	1,73	-	
	CR11A66	DURU Moods 100 гр Desire страсть и желание	48		0,11	0	1,73	-	
	CR11A68	DURU Moods 100 гр Tranquility-расслабление	48		0,11	0	1,73	-	
	CR11481	DURU Lady 100гр мед.	48		0,111	0	1,73	-	
S-80C	CR11482	DURU Lady 100гр фрuckt.	48		0,111	0	1,73	-	
	CR11483	DURU Lady 100гр вит.Е	48		0,111	0	1,73	-	
	CR11484	DURU Lady 100гр крем	48		0,111	0	1,73	-	
	CR11425	Savoу э/п 5*60 яблоко	24		0,313	0	2,66	-	
S-417	CR11426	Savoу э/п 5*60 лимон	24		0,313	0	2,66	-	
	CR11427	Savoу э/п 5*60 роза	24		0,313	0	2,66	-	
S-421D	CR11563	ARKO baby 100g	96		0,109	0	1,50	-	

Продовження додатку В:

S-431A	CR11725	DURU Vital 5*75g экопак аква	24		0,396	0	4,73	-	
	CR11726	DURU Vital 5*75g экопак лес	24		0,396	0	4,73	-	
	CR11727	DURU Vital 5*75g экопак закат	24		0,396	0	4,73	-	
S-432	CR11671	DURU Vital 3*125g планш. аква	20		0,415	0	4,40	-	
	CR11572	DURU Vital 3*125g планш. лес	20		0,415	0	4,40	-	
	CR11673	DURU Vital 3*125g планш. закат	20		0,415	0	4,40	-	
S-302A	CR11A01	DURU банное 200 г мед	48		0,2083	0	2,43	-	
	CR11A02	DURU банное 200 г огурец	48		0,2083	0	2,43	-	
	CR11A03	DURU банное 200 г мол.протеин	48		0,2083	0	2,43	-	
	CR11A04	DURU банное 200 г миндаль	48		0,2083	0	2,43	-	
S-218A	CR11717	DURU NATURAL 3x100гр планш. олив.	24		0,354	0	5,40	-	
	CR11719	DURU NATURAL 3x100гр планш. минд.	24		0,354	0	5,40	-	
	CR11720	DURU NATURAL 3x100гр планш черешня	24		0,354	0	5,40	-	
S-415A	CR11594	DURU NATURAL 100гр олив.масло	72		0,111	0	1,54	-	
	CR11581	DURU NATURAL 100гр минд.масло	72		0,111	0	1,54	-	
	CR11592	DURU NATURAL 100гр черешня	72		0,111	0	1,54	-	
S-442	CR11533	DURU Aroma инд 100г лаванда	48		0,1104	0	1,25	-	
	CR11534	DURU Aroma инд 100г имбирь	48		0,1104	0	1,25	-	
	CR11822	DURU Aroma инд 100г бамбук	48		0,1104	0	1,25	-	
	CR11823	DURU Aroma инд 100г кислород	48		0,1104	0	1,25	-	
S-557	CR11732	DURU Fruity 5*75 э/п арбуз	24		0,394	0	4,88	-	
	CR11733	DURU Fruity 5*75 э/п виноград	24		0,394	0	4,88	-	
	CR11734	DURU Fruity 5*75 э/п мандарин	24		0,394	0	4,88	-	
	CR11735	DURU Fruity 5*75 э/п персик	24		0,394	0	4,88	-	
S-444A	CR11728	DURU Milk 5*75г экопак мол+крем	24		0,396	0	4,50	-	
	CR11729	DURU Milk 5*75г экопак мол+миндаль	24		0,396	0	4,50	-	
	CR11730	DURU Milk 5*75г экопак мол+пшеница	24		0,396	0	4,50	-	
	CR11731	DURU Milk 5*75г экопак мол+мед	24		0,396	0	4,50	-	
S-444R	CR11057	DURU Milk 6*75г э/п кр.	24		0,479	0	4,50	-	
	CR11063	DURU Milk 6*75г э/п мед.	24		0,479	0	4,50	-	
	CR11058	DURU Milk 6*75г э/п мин.	24		0,479	0	4,50	-	
S-570	CR11887	DURU Fruity 75 gr арбуз	72		0,0859	0	1,12	-	
	CR11888	DURU Fruity 75 gr виноград	72		0,0859	0	1,12	-	
	CR11889	DURU Fruity 75 gr мандарин	72		0,0859	0	1,12	-	
	CR11890	DURU Fruity 75 gr персик	72		0,0859	0	1,12	-	

Продовження додатку В:

S-553E	CR1I954	Фах инд 75г яблоко	72		0,0799	0	0,86	-	
	CR1I955	Фах инд 75г роза	72		0,0799	0	0,86	-	
	CR1I956	Фах инд 75г лимон	72		0,0799	0	0,86	-	
	CR1I957	Фах инд 75г лаванда	72		0,0799	0	0,86	-	
	CR1I958	Фах инд 75г персик	72		0,0799	0	0,86	-	
	CR1I959	Фах инд 75г сирень	72		0,0799	0	0,86	-	
	CR1I960	Фах инд 75г магнолия	72		0,0799	0	0,86	-	
	CR1I961	Фах инд 75г ландыш	72		0,0799	0	0,86	-	
S-60A	CR1I801	Duru Fresh 4*125г п/э океан	16		0,55	0	7,35	-	
	CR1I802	Duru Fresh 4*125г п/э цветы	16		0,55	0	7,35	-	
	CR1I803	Duru Fresh 4*125г п/э фрукты	16		0,55	0	7,35	-	
S-138 E	CR1I688	DURU хозяйств. 4*150 белое	21		0,621	0	4,88	-	
	CR1I893	DURU хозяйств. 4*150 роза	21		0,621	0	4,88	-	
	CR1I894	DURU хозяйств. 4*150 лаванда	21		0,621	0	4,88	-	
	CR1I891	DURU хозяйств. 4*150 яблоко	21		0,621	0	4,88	-	
S-556	CR1I781	DURU хозяйств. White 2*125 п/э станд	42		0,258	0	2,24	-	
S-255	CR1I230	Хозяйств. стандартное 200гр. Инд.	48		0,205	0	1,20	-	
s-7	CR1I195	DURU хозяйств. 4*250 G	12		1,03	0	7,50	-	
S-139	CR1I677	DURU хозяйств. 4*200 G	18		0,824	0	6,37	-	

Разом, тон
Разом замовлено ящиків

0	Разом	-
0		