

Optymalizacja wykorzystania materiału w procesie rozkroju rur

Jakub Pelczar

11 lutego 2017
v0.3

Spis treści

1	Wstęp	3
2	Knapsack Problem - Problem plecakowy	4
2.1	Zastosowanie	4
2.2	Różnorodność problemu plecakowego	4
2.3	Możliwe rozwiązania	7
2.3.1	Metoda podziału i ograniczeń	8
2.3.2	Programowanie dynamiczne	11
3	Cutting Stock Problem - Problem optymalnego rozkroju	14
3.1	Metoda "Delayed Column Generation"	14
3.1.1	Wprowadzenie	14
3.1.2	Algorytm	17
3.1.3	Metody użyte w implementacji	19
3.1.4	Przykład	20
3.1.5	Podsumowanie	20
3.2	Metoda "Brutal Force"	20
3.2.1	Algorytm wyjściowy	20
3.2.2	Rozszerzenie o szerokość cięcia	21
3.2.3	Rozszerzenie o wiele długości bazowych	21
3.2.4	Rozszerzenie o cenę materiału wsadowego	21
3.2.5	Przykład	22
3.2.6	Podsumowanie	23
4	Wyniki	25
4.1	Porównanie	25
4.2	Wnioski	25
4.3	Podsumowanie	25

5	Opis implementacji	26
5.1	Architektura	26
5.2	Java	26
5.3	Kotlin	26
5.4	JavaFX	26
6	Zakończenie	27

1 Wstep

2 Knapsack Problem - Problem plecakowy

Problem plecakowy jest zagadnieniem z zakresu optymalizacji. Problem ten swoją nazwę wziął z analogii do rzeczywistego problemu pakowania plecaka. Rozwiązując go zarówno w praktyce jak i teorii trzeba zachować reguły określające ładowność plecaka dotyczące objętości i nośności plecaka. "Knapsack Problem" zaczął być intensywnie badany po pionierskiej pracy Dantziga[3] w późnych latach 50 XX wieku. Znalazł on natychmiast zastosowanie w przemyśle oraz w zarządzaniu finansami. Z teoretycznego punktu widzenia, problem plecakowy często występuje jako relaksacja różnorodnych problemów programowania całkowitego[9].

2.1 Zastosowanie

Problem plecakowy stosowany jest nie tylko w sytuacji wynikającej bezpośrednio z nazwy. Znajduje on zastosowanie w wielu dziedzinach życia oraz nauki. Diffi i Helman[4] w 1976 roku oraz Merkle i Helman[8] w 1978 roku zaproponowali problem plecakowy jako podstawę do enkrypcji kluczy prywatnych. Jednakże klucze oparte na tym algorytmie w latach późniejszych zostały złamane przez środowisko kryptograficzne i jego miejsce zajęły standardy które są bardziej odporne na złamanie (przykładowo XTR).

"Knapsack Problem" jest stosowany również podczas załadunku kontenerów służących do przewozu materiałów drogą morską. Ładowność oraz gabaryty ładowanych elementów są ograniczane przez budowę i wytrzymałość kontenera.

Problem ten stosowany jest również w dziedzinie finansów. Jest on podstawowym narzędziem do optymalizacji portfela inwestycyjnego. Poprzez uogólnienie i modyfikacje problemu plecakowego zjawiska ekonomiczne mogą być modelowane z większą dokładnością. Przykładowo możliwe jest zakupienie 0, 1, 2 lub więcej akcji inwestycyjnych, a zakup kolejnych akcji może przynieść obniżenie przychodu.

Wiele problemów związanych z planowaniem może być przyrównana do problemu plecakowego, dla przykładu czas wykonywania operacji na maszynie jest zasobem deficytowym. Jest on szczególnie uwydatniony gdy od aktywności maszyny zależy zysk przedsiębiorstwa. Poprzez rozwiązanie problemu plecakowego możliwe jest przewidzenie zapotrzebowania na materiały podczas procesu tak aby warunki zamówienia zostały spełnione[1].

Kolejnym zagadnieniem wynikającym z problemu plecakowego jest problem optymalnego rozkroju, zostanie on przedstawiony w rozdziale section 3.

2.2 Różnorodność problemu plecakowego

Wszystkie elementy z rodziny tego problemu wymagają pewnego zestawu elementów które mogą zostać wybrane w taki sposób aby zysk został zmak-

symalizowany, a pojemność plecaka lub wielu plecaków nie została przekroczona. Wszystkie typy problemu należą do rodziny problemów \mathcal{NP} -Trudnych co oznacza, że możliwe jest rozwiązanie problemu z użyciem algorytmów wielomianowych. Możliwe są różne wariaty problemu zależne od rozmieszczenia elementów oraz ilości plecaków[9]:

- *Problem plecakowy 0-1* - każdy element może być wybrany tylko raz. Problem polega na wyborze n elementów dla których suma zysków p_j jest największa, bez konieczności osiągnięcia całkowitej pojemności c . Może być sformułowany jako problem maksymalizacji:

$$\begin{aligned} \text{maksymalizacja} \quad & \sum_{j=1}^n p_j x_j, \\ \text{w odniesieniu do} \quad & \sum_{j=1}^n w_j x_j \leq c, \\ & x_j \in \{0, 1\}, \quad j = 1, \dots, n \end{aligned} \tag{2.1}$$

gdzie x_j jest wartością binarną. Jeżeli $x_j = 1$ wtedy j -ty element powinien znaleźć się w plecaku, w innym przypadku $x_j = 0$.

- *Ograniczony problem plecakowy* - każdy element może być wybrany ograniczoną ilość razy. Zmianą w obecnym problemie względem problemu 0-1 jest ograniczona m_j ilość elementów j :

$$\begin{aligned} \text{maksymalizacja} \quad & \sum_{j=1}^n p_j x_j, \\ \text{w odniesieniu do} \quad & \sum_{j=1}^n w_j x_j \leq c, \\ & x_j \in \{0, 1, \dots, m_j\}, \quad j = 1, \dots, n \end{aligned} \tag{2.2}$$

- *Nieograniczony problem plecakowy* - jest rozszerzeniem problemu ograniczonego o nielimitowaną liczbę dostępnych elementów:

$$\begin{aligned} \text{maksymalizacja} \quad & \sum_{j=1}^n p_j x_j, \\ \text{w odniesieniu do} \quad & \sum_{j=1}^n w_j x_j \leq c, \\ & x_j \in N_0, \quad j = 1, \dots, n \end{aligned} \tag{2.3}$$

Każda zmienna x_j w metodzie nieograniczonej zostanie ograniczona poprzez pojemność c , gdy waga każdego z elementów jest równa przynajmniej jeden. W ogólnym przypadku transformacja problemu nieograniczonego w ograniczony nie przynosi korzyści

- *Problem plecakowy wielokrotnego wyboru* - elementy powinny być wybierane z klas rozłącznych. Problem ten jest generalizacją problemu 0-1. Możliwy jest wybór dokładnie jednego elementu j z każdej grupy N_i , $i = 1, \dots, k$:

$$\begin{aligned}
&\text{maksymalizacja} && \sum_{i=1}^k \sum_{j \in N_i} p_{ij} x_{ij}, \\
&\text{w odniesieniu do} && \sum_{i=1}^k \sum_{j \in N_i} w_{ij} x_{ij} \leq c, \\
&&& \sum_{j \in N_i} x_{ij} = 1, && i = 1, \dots, k, \\
&&& x_j \in \{0, 1\}, && i = 1, \dots, k, \quad j \in N_i.
\end{aligned} \tag{2.4}$$

Zmienna binarna $x_{ij} = 1$ określa że j -ty element został wybrany z i -tej grupy. Ograniczenie $\sum_{j \in N_i} x_{ij} = 1$, $i = 1, \dots, k$ wymusza wybór dokładnie jednego elementu z każdej grupy.

- *Wielokrotny problem plecakowy* - możliwość wypełnienia wielu plecaków. Jeśli jest możliwość załadowania n elementów do m plecaków o różnych pojemnościach c_i w taki sposób że zysk będzie jak największy:

$$\begin{aligned}
&\text{maksymalizacja} && \sum_{i=1}^k \sum_{j \in N_i} p_{ij} x_{ij}, \\
&\text{w odniesieniu do} && \sum_{j=1}^n w_j x_{ij} \leq c_i, && i = 1, \dots, m \\
&&& \sum_{j \in N_i} x_{ij} \leq 1, && i = 1, \dots, k, \\
&&& x_j \in \{0, 1\}, && i = 1, \dots, m, \quad j = 1, \dots, n.
\end{aligned} \tag{2.5}$$

Zmienna $x_{ij} = 1$ określa że j -ty element powinien zostać umieszczony w i -tym plecaku, podczas gdy ograniczenie $\sum_{j=1}^n w_j x_{ij} \leq c_i$ zapewnia że restrykcja dotycząca pojemności plecaka zostanie zachowana. Ograniczenie $\sum_{j \in N_i} x_{ij} \leq 1$ zapewnia że każdy element zostanie wybrany tylko raz.

- *Bin-packing problem* - bardzo często spotykana wersja problemu plecakowego. Problem ten polega na umieszczeniu n elementów w jak

najmniejszej liczbie opakowań:

$$\begin{aligned}
 &\text{maksymalizacja} && \sum_{i=1}^n y_i \\
 &\text{w odniesieniu do} && \sum_{j=1}^n w_j x_{ij} \leq c y_i, && i = 1, \dots, n, \\
 &&& \sum_{i=1}^n x_{ij} = 1, && j = 1, \dots, n, \\
 &&& y_i \in \{0, 1\}, && i = 1, \dots, n, \\
 &&& x_{ij} \in \{0, 1\} && i = 1, \dots, m, \quad j = 1, \dots, n,
 \end{aligned} \tag{2.6}$$

gdzie y_i określa czy i -te opakowanie zostało użyte, a x_{ij} stanowi czy j -ty element powinien zostać umieszczony w i -tym opakowaniu

- *Wielokrotnie ograniczony problem plecakowy* - najbardziej ogólny typ, który jest problemem programowania całkowitego z dodatnimi współczynnikami:

$$\begin{aligned}
 &\text{maksymalizacja} && \sum_{j=1}^n p_j x_j, \\
 &\text{w odniesieniu do} && \sum_{j=1}^n w_j x_j \leq c_i, \quad i = 1, \dots, m, \\
 &&& x_j \in N_0, && j = 1, \dots, n.
 \end{aligned} \tag{2.7}$$

2.3 Możliwe rozwiązania

Problem plecakowy należy do grupy problemów \mathcal{NP} -Trudnych. Rozwiązanie problemów z tej grupy jest co najmniej tak trudne, jak rozwiązanie każdego problemu z całej klasy \mathcal{NP} . Problem \mathcal{NP} -Trudny to problem obliczeniowy dla którego znalezienie rozwiązania problemu możliwe jest z wielomianową złożonością obliczeniową. Problemy \mathcal{NP} -Trudne obejmują zarówno problemy decyzyjne jak również problemy przeszukiwania czy też problemy optymalizacyjne.

Rozwiązanie problemu plecakowego jest możliwe przy użyciu różnych metod:

- *Metoda podziału i ograniczeń* - Metoda ta często jest stosowana do problemu plecakowego od momentu gdy Kolesar [7] zaprezentował pierwszy algorytm w 1967 roku.
- *Programowanie dynamiczne* - Gdy zostaną dodane warunki brzegowe wtedy algorytm ten staje się "zaawansowaną" formą metody podziału i ograniczeń.

- *Relaksacja przestrzeni stanów* - relaksacja programowania dynamicznego gdzie współczynniki są skalowane przez pewną stałą wartość.

2.3.1 Metoda podziału i ograniczeń

Algorytm ten polega na wypisaniu wszystkich możliwych rozwiązań używając struktury drzewa. Algorytm przechodzi kolejno po gałęziach które reprezentują podzbiory rozwiązania. Każda gałąź jest sprawdzana zadanymi warunkami brzegowymi i zostaje odrzucona jeśli nie poprawia rozwiązania. Przedstawione zostanie rozwiązanie nieograniczonego problemu plecakowego (eq. (2.3)) [2]. Współczynniki $w_1, \dots, w_m, p_1, \dots, p_m$ oraz c są nieujemne. Stosunek p_j/w_j jest wartością jednej jednostki długości j -tego elementu. Stosunek ten jest nazywany *wydajnością* zmiennej x_j . Pierwszym krokiem algorytmu jest posortowanie zmiennych w porządku malejącym względem wydajności:

$$p_1/w_1 \geq p_2/w_2 \geq \dots \geq p_m/w_m \quad (2.8)$$

Dla posortowanych elementów każde rozwiązanie optymalne (eq. (2.3)) spełnia warunek:

$$c - \sum_{j=1}^m w_j x_j < w_m \quad (2.9)$$

Głównym elementem algorytmu jest stworzenie drzewa wyliczeń oraz przeprowadzenie jego redukcji. Przykładowo dla problemu który zawiera 13 rozwiązań:

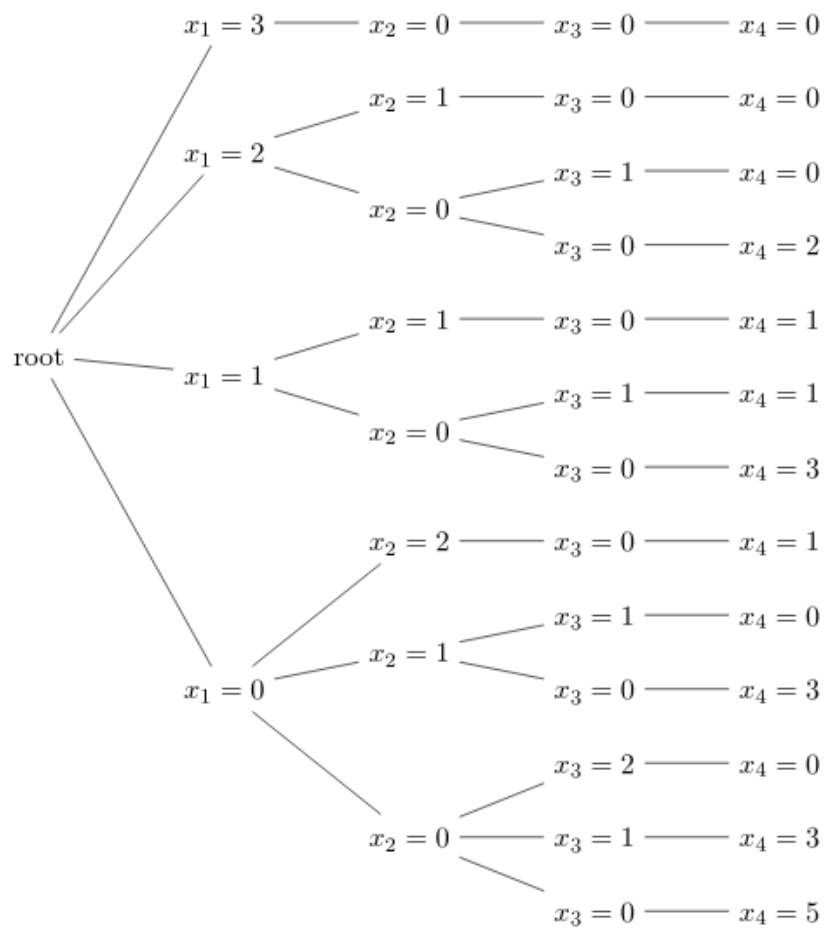
$$\begin{aligned} \text{maksymalizacja} \quad & 4x_1 + 5x_2 + 5x_3 + 2x_4 \\ \text{w odniesieniu do} \quad & 33x_1 + 49x_2 + 51x_3 + 22x_4 \leq 120 \\ & x_j \in N_0 \end{aligned}$$

drzewo będzie miało 13 liści (fig. 2.1). Jeśli dany węzeł posiada więcej niż jedno dziecko, wówczas potomek o większej przechowywanej wartości zostaje umieszczony wyżej. Każdy następny węzeł jest obliczany według wzoru:

$$\begin{aligned} x_j &= \lfloor (c - \sum_{i=1}^{j-1} w_i x_i) / w_j \rfloor \quad i = 1, 2, \dots, m \\ x_1 &= \lfloor c / w_1 \rfloor \end{aligned}$$

Podczas poszukiwania węzłów które nie mogą polepszyć rozwiązania i gałęzi które dają szansę na rozwiązanie optymalne x_1, x_2, \dots, x_m ustawione zostaje $k = m - 1$. Jeśli zachodzi taka potrzeba zmienna k jest dekrementowana dopóki nie zostanie znalezione takie x_k , że $x_k > 0$. Wówczas $x_k = x_{k-1}$, a wartości $x_{k+1}, x_{k+2}, \dots, x_m$ są otrzymywane ze wzoru (section 2.3.1).

Dla bieżącego rozwiązania x_1^*, \dots, x_m^* zachodzi $\sum_{i=1}^m p_i x_i^* = M$. Maksymalne k takie, że $k \leq m - 1$ oraz $x_k > 0$ zostaje określone przechodząc od



Rysunek 2.1: Drzewo wyliczeń możliwych rozwiązań

węzłów x_1, x_2, \dots, x_m w kierunku korzenia. Podobnie jak wcześniej, niech $\bar{x}_i = x_i$ dla $i = 1, 2, \dots, k-1$ oraz $\bar{x}_k = x_k - 1$ będą zmiennymi kandydującymi do rozwiązania. Aby określić czy \bar{x}_i polepszy rozwiązanie x_i^* . Zgodnie z (eq. (2.8)) dla każdej zmiennej $x_{k+1}, x_{k+2}, \dots, x_m$ wydajność wynosi maksymalnie p_{k+1}/w_{k+1} , tak więc

$$\sum_{i=k+1}^m p_i \bar{x}_i \leq \frac{p_{k+1}}{w_{k+1}} \sum_{i=k+1}^m w_i \bar{x}_i$$

połączone razem z (eq. (2.3)) zwraca:

$$\sum_{i=1}^m p_i \bar{x}_i \leq \sum_{i=1}^m w_i \bar{x}_i + \frac{p_i}{w_i} (c - \sum_{i=1}^k w_i \bar{x}_i). \quad (2.10)$$

Zgodnie z zasadami drzewa wyliczeń, nierówność

$$\sum_{i=1}^k p_i \bar{x}_i + \frac{p_{k+1}}{w_{k+1}} (c - \sum_{i=1}^k w_i \bar{x}_i) \leq M \quad (2.11)$$

określa że ścieżka $\bar{x}_1, \dots, \bar{x}_k$ jest niegorsza niż pozostałe. Jeśli wszystkie współczynniki p_1, \dots, p_m są dodatnimi liczbami całkowitymi, wówczas również M jest liczbą całkowitą, a słaba nierówność (2.11) może zostać zastąpiona mocną

$$\sum_{i=1}^k p_i \bar{x}_i + \frac{p_{k+1}}{w_{k+1}} (c - \sum_{i=1}^k w_i \bar{x}_i) < M + 1 \quad (2.12)$$

Dla wcześniejszego przykładu powyższy krok mający na celu redukcję drzewa przyjmuje postać:

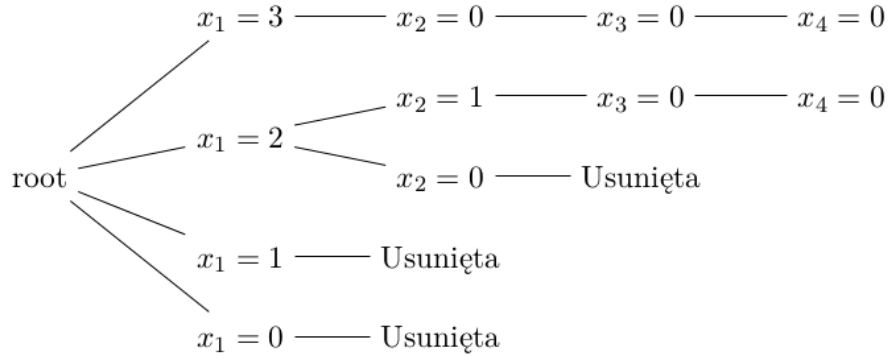
$$\begin{aligned} x_1 &= \lfloor 120/33 \rfloor = 3 \\ x_2 &= \lfloor (120 - 99)/49 \rfloor = 0 \\ x_3 &= \lfloor (120 - 99)/51 \rfloor = 0 \\ x_4 &= \lfloor (120 - 99)/22 \rfloor = 0 \end{aligned}$$

Z powyższego wynika że początkowe rozwiązanie to $x_1^* = 3, x_2^* = x_3^* = x_4^* = 0$ oraz $M = 12$. Początkowo $k = 3$, następnie występuje redukcja k dopóki nie zostanie znalezione takie $k = 1$ dla którego istnieje $x_k > 0$. Wówczas $x_1 = 3$ zostaje zaminione na $x_1 = 2$. Przed sprawdzeniem gałęzi $x_1 = 2$ przeprowadzony zostaje test (2.12) z $k = 1$ oraz $\bar{x}_1 = 2$. Wówczas lewa strona nierówności wynosi

$$8 + \frac{5}{49}(120 - 66) = 13.5$$

i jest nie mniejsza niż $M + 1 = 13$ z czego wynika że gałąź może być warta sprawdzenia. Następnie zostaje obliczona kolejna ścieżka

$$\begin{aligned} x_2 &= \lfloor (120 - 66)/49 \rfloor = 1 \\ x_3 &= \lfloor (120 - 115)/51 \rfloor = 0 \\ x_4 &= \lfloor (120 - 115)/22 \rfloor = 0 \end{aligned}$$



Rysunek 2.2: Drzewo wyliczeń możliwych rozwiązań

i zastępuje ona poprzednie rozwiązanie $x_1^* = 2, x_2^* = 1, x_3^* = x_4^* = 0$ oraz $M = 13$. Powtórzony zostaje krok z redukcją $k = 3$ dopóki nie zostanie znalezione takie $k = 2$ dla którego istanieje $x_k > 0$. Wówczas $x_2 = 1$ zostaje zamienione na $x_2 = 0$. Aby określić czy ścieżka $x_1 = 2, x_2 = 0$ jest warta sprawdzenia, zostaje przeprowadzony test (2.12) z $k = 2$ oraz $\bar{x}_1 = 2, \bar{x}_2 = 0$. Lewa strona nierówności wynosi

$$8 + \frac{5}{51}(120 - 66) = 13.3$$

Jest ona mniejsza niż $M + 1 = 14$, więc gałąź ta jest odcinana. Następnie k dalej jest zmniejszane, a kroki są powtarzane. Dla $x_1 = 1$ wynik testu to $12.9 < 14$, a dla $x_1 = 0$ wynik to $12.2 < 14$ więc gałęzie te są odcinane. Tak więc optymalnym rozwiązaniem jest $x_1^* = 2, x_2^* = 1, x_3^* = x_4^* = 0$. Drzewo wyliczeń zostało zredukowane do postaci 2.2.

Jeśli odcięta jest gałąź $\bar{x}_1, \dots, \bar{x}_k$ wówczas odcięty również zostaje pozostała część gałęzi bez przeprowadzania dodatkowych testów.

Algorytm dla metody podziału i ograniczeń do rozwiązania problemu plecakowego, został przedstawiony poniżej

2.3.2 Programowanie dynamiczne

Metoda ta używana jest w przypadku gdy problem można podzielić na małe podproblemy które mogą zostać rozwiązane rekursywnie. Rozwiązanie optymalne podproblemu jest również optymalnym rozwiązaniem problemu głównego. Przedstawione zostanie rozwiązanie problemu plecakowego rodzaju 0-1 [6].

Jeśli elementy są oznaczone jako $1, \dots, n$ wtedy podproblem będzie odpowiedzialny za znalezienie optymalnego rozwiązania dla $S_k = \{1, 2, \dots, k\}$.

Algorytm 1 Metoda podziału i ograniczeń - problem plecakowy

```
1:  $M := 0$ 
2:  $k := 0$ 
3: for  $j := k+1$  TO  $m$  do
4:    $x_j = \lfloor (c - \sum_{i=1}^{j-1} w_i x_i) / w_j \rfloor$ 
5:  $k := m$ 
6: if  $\sum_{i=1}^m p_i x_i > M$  then
7:    $M := \sum_{i=1}^m p_i x_i$ 
8:   for  $j := 1$  TO  $m$  do
9:      $x_j^* = x_j$ 
10: if  $k = 1$  then
11:   stop
12: else
13:    $k = k - 1$ 
14: if  $x_k = 0$  then
15:   idź do linii 10
16: else
17:    $x_k = x_k - 1$ 
18: if  $\sum_{i=1}^k p_i \bar{x}_i + \frac{p_{k+1}}{w_{k+1}} (c - \sum_{i=1}^k w_i \bar{x}_i) < M + 1$  then
19:   idź do linii 3
20: else
21:   idź do linii 10
```

Niemożliwe jest opisanie rozwiązania końcowego S_n na podstawie podproblemów S_k . Rekursywne sformułowanie podproblemu:

$$B[k, w] = \begin{cases} B[k-1, w] & \text{jeśli } w_k > w, \\ \max\{B[k-1, w], B[k-1, w-w_k] + b_k\} & \text{jeśli } w_k \leq w. \end{cases} \quad (2.13)$$

Z powyższego równania wynika że najlepszy podzbiór podproblemu S_k z całkowitą wagą w jest najlepszym podzbiorem dla S_{k-1} którego całkowita waga wynosi w lub jest najlepszym podzbiorem dla S_{k-1} którego całkowita waga wynosi $w - w_k$ plus k -ty element. Złożoność programowania dynamicznego to $O(n * W)$. Algorytm jako dane wejściowe przyjmuje maksymalną wartość ciężaru W , oraz dwie listy: listę wag w_1, \dots, w_n oraz odpowiadającą jej listę zysku b_1, \dots, b_n .

Algorytm 2 Programowanie dynamiczne - problem plecakowy 0-1

```

1: for  $w := 0$  TO  $W$  do
2:    $B[0, w] := 0$ 
3: for  $i := 1$  TO  $n$  do
4:    $B[i, 0] := 0$ 
5: for  $i := 1$  TO  $n$  do
6:   for  $w := 0$  TO  $W$  do
7:     if  $w_i \leq w$  then
8:       if  $b_i + B[i-1, w-w_i] > B[i-1, w]$  then
9:          $B[i, w] := b_i + B[i-1, w-w_i]$ 
10:      else
11:         $B[i, w] := B[i-1, w]$ 
12:      else
13:         $B[i, w] := B[i-1, w]$ 

```

3 Cutting Stock Problem - Problem optymalnego rozkroju

Problem optymalnego rozkroju jest problemem wykroju zadanej liczby elementów z wielu elementów podstawowych takich, jak rury, arkusze papieru lub metalu, w taki sposób aby zminimalizować niewykorzystany materiał (odpad). Jest to problem optymalizacyjny znajdujący zastosowanie głównie w przemyśle. W odniesieniu do złożoności obliczeniowej jest to problem z rodziny problemów \mathcal{NP} -Trudnych, który może zostać zredukowany do problemu plecakowego (section 2). W rozdziale tym zostanie opisany jednowymiarowy problem optymalnego rozkroju.

3.1 Metoda "Delayed Column Generation"

Metoda ta została zaproponowana przez Gilmore'a i Gomorego w 1961 roku [5]. Gdy problem optymalnego rozkroju zostanie sformułowany jako problem programowania całkowitego wówczas liczba zmiennych wchodzących w skład równań powoduje że rozwiązanie jest nieosiągalne. Dla przykładu gdy podstawowa długość to 200 z której ma zostać wycięte 40 różnych elementów o długościach od 20 do 80 wówczas liczba różnych wzorców rozkroju może osiągnąć nawet 100 milionów. Czas potrzebny do przejścia po samych rozkrojach byłby niosiągalny. Metoda ta pozwala na ciągłą generację nowych rozwiązań. Jest ona również metodą która znosi restrykcję liczb całkowitych w trakcie obliczania wyniku, dlatego wynik zostaje zaokrąglony w górę, co odnosi skutek w tym że jest produkowane więcej lub tyle samo elementów niż jest wymagane przez zlecenie. Wynikiem tej metody jest rozwiązanie najbliższe optymalnemu.

3.1.1 Wprowadzenie

Założeniem metody jest że zamówienie N_i elementów długości l_i , gdzie $i = 1, 2, \dots, m$, wyciętych z rur długości początkowych L_1, L_2, \dots, L_k , dla którego spełniony jest warunek, że istnieje takie j że dla każdego i spełniona jest nierówność $L_j \geq l_i$. Całkowity koszt rozkrojów jest całkowitym kosztem użytych elementów podstawowych. Celem rozwiązania problemu jest otrzymanie tylu wykrojów ile jest wymaganych przez zamówienie przy jak najmniejszym koszcie. Warunkiem koniecznym aby zamówienie zostało spełnione jest nierówność

$$a_{i1}x_1 + a_{i2}x_2 + \dots + a_{in}x_i \geq N_i, \quad i = 1, \dots, m$$

gdzie a_{ij} oznacza ile razy w danym schemacie rozkroju x_i została użyta długość l_i . Funkcją kosztu która powinna zostać zminimalizowana wynosi

$$c_1x_1 + c_2x_2 + \dots + c_nx_n \tag{3.1}$$

gdzie c_i to koszt długości podstawowej z której jest pobierany i -ty wykrój. Wprowadzenie dodatkowych zmiennych x_{n+1}, \dots, x_{n+m} pozwalają opisać problem optymalnego rozkroju jako problem znalezienia takich liczb całkowitych x_1, \dots, x_{n+m} spełniających

$$a_{i1}x_1 + \dots + a_{in}x_n - x_{n+i} = N_i, \quad i = 1, \dots, m \quad (3.2)$$

$$x_j \geq 0, \quad j = 1, \dots, n + m \quad (3.3)$$

oraz dla których eq. (3.1) jest jak najmniejsze.

Takie sformułowanie problemu jest niepraktyczne ze względu na ograniczenie do liczb całkowitych oraz z powodu że n może być bardzo duże nawet gdy ilość k elementów podstawowych, jak i ilość m zamówionych długości jest umiarkowana.

Jeśli zostanie usunięty warunek całkowitości rozwiązania wówczas rozwiązanie będzie należało do zbioru liczb rzeczywistych dodatnich. Rozwiązanie to może zostać zaokrąglone w górę lecz wtedy może zostać wyprodukowane więcej elementów niż zostało zamówione. Rozwiązanie może być również zaokrąglane na przemian w górę i w dół, a elementy które nie spełniają założeń zamówienia są dodawane do wykrojów metodą *ad hoc*. Gdy wartości niecałkowite są duże wówczas zaokrąglenie jej nie wpływa znacząco na koszt, jednak gdy wartości są rzędu dziesiątek wówczas zaokrąglenie ma znaczny wpływ na koszt. Omawiana metoda znosi ograniczenie dla liczb całkowitych.

Usunięty warunek całkowitości odnosi skutek w tym, że zmienne dodatkowe mogą zostać usunięte z równania (eq. (3.2)). Dopóki rozwiązania (eq. (3.2)) oraz (eq. (3.3)) zawierają dodatnie zmienne dodatkowe wówczas istnieje rozwiązanie o takim samym koszcie w którym nie zawierają się dodatnie zmienne dodatkowe. Niech $\bar{x}_1, \dots, \bar{x}_n, \bar{x}_{n+1}, \dots, \bar{x}_{n+m}$ będzie rozwiązaniem (eq. (3.2)) oraz (eq. (3.3)) dla którego $\bar{x}_{n+1} \neq 0$. Dla tego rozwiązania istnieje takie i dla którego $a_{i1}\bar{x}_i \geq \bar{x}_{n+1}$, to jest, i -ty schemat rozkroju należy do rozwiązania w przynajmniej takiej liczebności aby zamówienie długości l_1 było spełnione. Jeśli nie istnieje takie i które spełnia warunek wówczas, niech j -ta zmienna przyjmuje niezerową wartość \bar{x}_j oraz niech k -ty rozkrój będzie identyczny jak j -ty z wyłączeniem uwzględniania długości l_1 . W takim przypadku w k -tym rozkroju długość l_1 która została uwzględniona w j -tym rozkroju traktowana jest jako odpad. Rozwiązanie $\bar{x}_1', \dots, \bar{x}_n', \bar{x}_{n+1}', \dots, \bar{x}_{n+m}'$ z tym samym kosztem co poprzednio zostało uzyskane poprzez przypisanie $\bar{x}_i' = \bar{x}_i$ dla $i \neq j, k, n+1$; $\bar{x}_j' = 0, \bar{x}_k' = \bar{x}_k + \bar{x}_j$ oraz $\bar{x}_{n+1}' = \bar{x}_{n+1} - a_{1j}\bar{x}_j$ ponieważ koszt zmiennych x_j oraz x_k jest taki sam. W nowym rozwiązaniu zmienna x_{n+1} została zredukowana. Jeśli nie została zmniejszona o tyle aby $a_{1i}\bar{x}_i' \geq \bar{x}_{n+1}'$ wtedy powyższy proces jest powtarzany dopóki nie zostanie znalezione rozwiązanie w którym jedna zmienna nie spełnia nierówności. Jeśli $a_{1i}\bar{x}_i' \geq \bar{x}_{n+1}'$ jest spełnione wówczas zmienna dodatkowa x_{n+1} może być traktowana jako zmienna z przechowywaną wartością 0 w rozwiązaniu z takim samym kosztem jak powyższe rozwiązanie. Niech k -ty rozkrój będzie

schematem identyczny jak j -ty rozkrój z wyłączeniem długości l_1 oraz niech określa nowe rozwiązanie $\bar{x}_1', \dots, \bar{x}_n', \bar{x}_{n+1}', \dots, \bar{x}_{n+m}'$ poprzez przypisanie $\bar{x}_i' = \bar{x}_i$ dla $i \neq j, k, n+1$, $\bar{x}_j' = \bar{x}_j - (\bar{x}_{n+1})/a_{1j}$, $\bar{x}_k' = \bar{x}_k + (\bar{x}_{n+1})/a_{1j}$ oraz $\bar{x}_{n+1}' = 0$. Ponieważ współczynniki odpowiedzialne za koszt są identyczne dla x_j oraz x_k , dlatego nowe rozwiązanie posiada taki sam koszt jak poprzednie rozwiązanie.

Zniesienie warunku całkowitości rozwiązania pozawala pominąć zmienne dodatkowe, jednak w pewnych przypadkach jest zalecane pozostawienie ich. Bez zmiennych dodatkowych każde minimalne rozwiązanie zawiera zazwyczaj m schematów rozkroju, podczas gdy rozwiązanie ze zmiennymi dodatkowymi może zawierać mniej niż m rozkrojów. Opisywana metoda nie znosi zmiennych dodatkowych.

Metoda simplex która jest stosowana do obliczenia dopuszczalnego rozwiązania (eq. (3.2)) w odniesieniu do (eq. (3.3)) dla którego (eq. (3.1)) jest najmniejsze. Dla podstawowego rozwiązania (eq. (3.3)) oraz (eq. (3.1)), metodą simplex sprawdzane są inne zmienne które mogą zastąpić pewne zmienne w bieżącym rozwiązaniu. Niech bieżącym rozwiązaniem będzie x_1, x_2, \dots, x_m . Niech \mathbf{P}_i będzie wektorem $[a_{1i}, a_{2i}, \dots, a_{mi}]$ oraz niech c_i będzie kosztem w (eq. (3.1)) który jest powiązany ze zmienną x_i . Jeśli x_i jest zmienną dodatkową wówczas koszt wynosi 0, a wektor ma jedną niezerową współrzędną wynoszącą -1 . Niech $\mathbf{P} = [a_1, a_2, \dots, a_m]$ określa nowy schemat rozkroju który używa długości bazowej L o koszcie c . Następnie niech \mathbf{A} będzie macierzą której kolumnami są wektory $\mathbf{P}_1, \dots, \mathbf{P}_m$. Ponieważ $\mathbf{P}_1, \dots, \mathbf{P}_m$ określają podstawę macierzy, wektor kolumnowy \mathbf{U} spełnia równość

$$\mathbf{A} \cdot \mathbf{U} = \mathbf{P}. \quad (3.4)$$

Nowy schemat rozkroju może zostać użyty w rozwiązaniu jako jego ulepszenie wtedy i tylko wtedy, gdy

$$\mathbf{C} \cdot \mathbf{U} > c \quad (3.5)$$

gdzie \mathbf{C} jest wektorem wierszowym ze współczynnikami c_1, c_2, \dots, c_m . Jeśli wektor wierszowy $\mathbf{C} \cdot \mathbf{A}^{-1}$ posiada współczynniki b_1, \dots, b_m , wtedy z równań (eq. (3.4)) oraz (eq. (3.5)) można wywnioskować że istnieje taki rozkrój z elementu podstawowego o długości L , który może poprawić rozwiązanie wtedy i tylko wtedy, gdy istnieją nieujemne liczby całkowite a_1, \dots, a_m spełniające nierówności

$$L \geq l_1 a_1 + \dots + l_m a_m \quad (3.6)$$

$$b_1 a_1 + \dots + b_m a_m > c. \quad (3.7)$$

$\mathbf{C} \cdot \mathbf{A}^{-1}$ zawsze jest częścią rozwiązania normalnej metody simplex.

Jeśli istnieje taka nieujemna liczba całkowita a_i która spełnia nierówności (eq. (3.6)) oraz (eq. (3.7)), wówczas istnieje taka nieujemna liczba całkowita która jest rozwiązaniem nierówności (eq. (3.6)) dla której $b_1 a_1 + \dots + b_m a_m$

jest maksymalne. Problem wyboru nowej zmiennej dla metody simplex może zostać wyrażony poprzez rozwiązanie k problemów pomocniczych (po jednym dla każdej długości bazowej), które są całkowitymi problemami programowania liniowego. Problemy te mogą zostać rozwiązane poprzez programowanie dynamiczne lub metodą *ad hoc*.

Jako, że maksymalizacja $b_1a_1 + \dots + b_ma_m$ w odniesieniu od (eq. (3.6)) jest generalizacją problemu plecakowego, dlatego można rozwiązać go metodą opisaną przez Dantzigą [3] oraz w sekcji (section 2.3.2). Niech $F_s(x)$ będzie wartością maksymalną $b_1a_1 + \dots + b_sa_s$ w odniesieniu do nierówności $x \geq l_1a_1 + \dots + l_sa_s$, wówczas

$$F_{s+1}(x) = \max_r \{rb_{s+1} + F_s(x - rl_{s+1})\},$$

gdzie r może zostać wybrane z zakresu $0 \leq r \leq \lfloor x/l_{s+1} \rfloor$, a nawiasy kwadratowe oznaczają największą część całkowitą z wyrażenia. Tylko jedno kompletne obliczenie wyrażenia programowania dynamicznego jest niezbędne aby wprowadzić nową zmienną do metody simplex. Gdy najdłuższym elementem jest L_1 , wówczas automatycznie zostaną obliczone pozostałe długości.

Programowanie dynamiczne często wykonuje więcej obliczeń niż jest konieczne. Aby przyspieszyć proces możliwe jest użycie metody podobnej do zaproponowanej przez Dantzigą [3] oraz opisaną w (section 3.2). Niech i_1, \dots, i_m będą takie, że $b_{i_1}/l_{i_1} \geq b_{i_1}/l_{i_2} \geq \dots \geq b_{i_m}/l_{i_m}$. Następnie obliczone zostają współczynniki $a_{i_1} = \lfloor L/l_{i_1} \rfloor$, $a_{i_2} = \lfloor (L - l_{i_1}a_{i_1})/l_{i_2} \rfloor$, $a_{i_3} = \lfloor (L - (l_{i_1}a_{i_1} + l_{i_2}a_{i_2}))/l_{i_3} \rfloor$, *etc.* Dopiero gdy proste metody nie dostarczą rozwiązania, powinny zostać użyte bardziej złożone metody, jak programowanie dynamiczne.

3.1.2 Algorytm

1. Określenie m początkowych rozkrojów i ich kosztu w następujący sposób: dla każdego i wybranie długości bazowej L_j dla której $L_j > l_i$ i określenie i -tego rozkroju jako wycięcia $a_{ii} = \lfloor L_j/l_i \rfloor$ elementów o długości l_i z L_j . Koszt i -tego rozkroju będzie równy cenie c_j długości L_j z której i -ta operacja wycina odcinki o długości l_i .

2. Uformowanie macierzy B

$$\begin{array}{ccccc} 1 & -c_1 & -c_2 & \dots & -c_m \\ 0 & a_{11} & 0 & \dots & 0 \\ 0 & 0 & a_{22} & \dots & 0 \\ \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ 0 & 0 & 0 & \dots & a_{mm} \end{array}$$

gdzie a_{ii} jest ilością odcinków o długości l_i wyciętych w i -tym rozkroju z długości bazowej o koszcie c_j . Ostatnie m kolumn jest odpowiada kolejnym rozkrojom. Dane te będą aktualizowane gdy zostanie znaleziony wynik który zmniejszy koszt rozwiązania.

Utworzenie $m + 1$ wymiarowych wektorów kolumnowych $\mathbf{S}_1, \dots, \mathbf{S}_m$ odnoszących się do zmiennych dodatkowych, gdzie \mathbf{S}_i zawiera same zera z wyjątkiem wiersza $(i + 1)$ który przechowuje wartość -1 . Stworzony również zostaje $m + 1$ wymiarowy wektor kolumnowy \mathbf{N}' który jako pierwszy element przyjmuje 0 , a w następnych i -tych wierszach posiada wartości N_i .

Obliczenie macierzy \mathbf{B}^{-1} która wynosi:

$$\begin{array}{ccccc} 1 & c_1/a_{11} & c_2/a_{22} & \dots & c_m/a_{mm} \\ 0 & 1/a_{11} & 0 & \dots & 0 \\ 0 & 0 & 1/a_{22} & \dots & 0 \\ \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ 0 & 0 & 0 & \dots & 1/a_{mm} \end{array}$$

Niech $\mathbf{N} = \mathbf{B}^{-1} \cdot \mathbf{N}'$. Sprawdzając czy pierwszy element z $\mathbf{B}^{-1} \cdot \mathbf{P}$ jest dodatni można określić czy istnieje możliwość polepszenia rozwiązania. Wektor kolumnowy \mathbf{P} jest wektorem złożonym ze zmiennych nieużytych w bieżącym rozwiązaniu. Dla przykładu pierwszy element jest kosztem pomnożonym przez -1 , a pozostałe m wierszy jest równe zmiennym a_{ij} .

3. Z powyższego punktu wynika że jeśli i -ta zmienna dodatkowa która nie wchodzi w skład rozwiązania, może ulepszyć rozwiązanie wtedy i tylko wtedy, gdy $(i + 1)$ element pierwszego wiersza \mathbf{B}^{-1} jest ujemny.
4. Jeśli nie jest możliwe zmniejszenie kosztu rozwiązania należy określić czy wprowadzenie nowego rozkroju poprawi rozwiązanie. Jest to możliwe poprzez sprawdzenie czy dla L z kosztem c istnieje rozwiązanie nierówności 3.6 oraz 3.7, gdzie b_1, \dots, b_m to ostatnie m elementów z pierwszego wiersza \mathbf{B}^{-1} . Jeśli te nierówności nie posiadają rozwiązania dla dowolnej długości L_1, \dots, L_k z kosztem odpowiednio c_1, \dots, c_m , wówczas bieżące rozwiązanie jest optymalne. Rozwiązanie i jego koszt jest określone poprzez \mathbf{N} , gdzie pierwszy wiersz odpowiada cenie, a pozostałe m wierszy jest, w kolejności, odpowiednimi wartościami m -tej kolumny z \mathbf{B}^{-1} .

Jeśli nowy rozkrój zmniejsza koszt rozwiązania, zostaje uformowany nowy wektor \mathbf{P} o współczynnikach, w kolejności $-c, a_1, a_2, \dots, a_m$.

5. Wprowadzenie zarówno dodatkowej zmiennej jak i nowego rozkroju może poprawić rozwiązanie. W obu przypadkach \mathbf{P} będzie wektorem kolumnowym. Określenia nowych \mathbf{B}^{-1} oraz \mathbf{N} które opisują ulepszone rozwiązanie i jego koszt, zostaje osiągnięte poprzez przejście kroków 3, 4 oraz kontynuację kroku 5 w następujący sposób: Obliczenie $\mathbf{B}^{-1} \cdot \mathbf{P}$

- niech wynikiem będą elementy y_1, \dots, y_m, y_{m+1} oraz niech elementami bierzącego wektora \mathbf{N} będą x_1, \dots, x_m, x_{m+1} . Ustalenie i , $i \geq 2$ dla którego $y_i > 0$, $x_i \geq 0$ oraz x_i/y_i jest najmniejsze, a następnie przypisanie tej wartości do zmiennej k .

Jeśli stosunek nie jest równy zeru, wówczas k -ty element wektora \mathbf{P} , y_k , będzie elementem wokół którego zajdzie eliminacja Gaussa, odbywająca się równocześnie w \mathbf{B}^{-1} , $\mathbf{B}^{-1} \cdot \mathbf{P}$ oraz \mathbf{N} . Eliminacja ta przebiega dla macierzy $(m+1) \times (m+3)$ wymiarowej \mathbf{G} uformowanej z \mathbf{B}^{-1} poprzez dołączenie kolumn $\mathbf{B}^{-1} \cdot \mathbf{P}$ oraz \mathbf{N} . Pierwsze $m+1$ kolumn \mathbf{G}' formuje nową macierz \mathbf{B}^{-1} , a kolumna $m+2$ jest nowym wektorem \mathbf{N} . Zależność między kolumnami \mathbf{B}^{-1} , a rozkrojami lub zmiennymi dodatkowymi jest aktualizowana poprzez usunięcie k -tej kolumny i podmienieniu jej na nowy rozkrój lub zmienną dodatkową.

3.1.3 Metody użyte w implementacji

Do obliczenia wartości maksymalnej nierówności która zostanie przypisana do \mathbf{P} zostały użyte metody:

1. Dwufazowa metoda simplex - metoda to znajduje zastosowanie gdy bierzące rozwiązanie układu jest ujemne. Zwykła metoda sympleks jest użyta w drugiej fazie omawianej procedury. Faza pierwsza polega na przeprowadzeniu obliczeń metodą simplex ze zmienioną funkcją celu. Jeśli zmienna wchodząca w skład rozwiązania układu jest ujemna wówczas do danego równania dodawana jest dodatkowa sztuczna zmienna. Funkcja celu wówczas przyjmuje postać sumy zmiennych które zostały dodane jako sztuczne do równań o ujemnym rozwiązaniu. Po obliczeniu wartości fazy pierwszej, następuje ponowne przekształcenie funkcji celu i przeprowadzenie normlanej procedury sympleks, jako fazy 2.
2. Metoda podziału i ograniczeń - metoda ta pozwala osiągnąć wyniki całkowite z rozwiązań układów nierówności. Polega ona na budowie drzewa binarnego. Każdy liść staje się rodzicem poprzez stworzenie dwóch węzłów poprzez sprawdzenie dwóch warunków. Lewy potomek tworzony jest z dodatkowym warunkiem $x_i \leq \lfloor c_i \rfloor$ gdzie c_i jest zmienną niecałkowitą wchodzącą w skład rozwiązania. Prawy potomek posiada warunek $x_i \geq \lceil c_i \rceil$. Następnie dla każdego węzła przeprowadzana jest metoda sympleks. Jeśli dany węzeł posiada rozwiązanie wówczas procedura ta jest powtarzana, aż do osiągnięcia wyniku całkowitego. Poszczególne warunki dołączane są do układu nierówności który przekazywany jest do kolejnych potomków. Jeśli tworzenie drzewa binarnego jest zakończone, wówczas jako rozwiązanie wybierany jest liść z jak największą wartością zwróconą przez metodę simplex.

3.1.4 Przykład

3.1.5 Podsumowanie

3.2 Metoda "Brutal Force"

3.2.1 Algorytm wyjściowy

Metoda ta opiera się zarówno na intuicji jak i na rozwiązaniu zaproponowanym przez Dantzig dla problemu plecakowego [3]. Jest to metoda która w prosty sposób - nie używając złożonych modeli matematycznych, pozwala osiągnąć optymalny rozkrój materiału.

Pierwszym krokiem jest posortowanie elementów wyjściowych malejąco względem ich długości $l_1 \geq l_2 \geq \dots \geq l_m$ i umieszczenie w ten sposób w kolejce.

Drugim krokiem jest pobranie pierwszego elementu z kolejki i sprawdzenie, jak wiele razy jego długość zawiera się w długości elementu bazowego. Obliczone zostaje ile materiału pozostało w elemencie bazowym po docięciu najdłuższych elementów. Następnie pobierany jest kolejny odcinek z kolejki. Następuje sprawdzenie ile razy zawiera się on w pozostałej długości.

$$\begin{aligned}a_1 &= \lfloor L/l_1 \rfloor, \\a_2 &= \lfloor (L - l_1 a_1)/l_2 \rfloor, \\a_3 &= \lfloor (L - (l_1 a_1 + l_2 a_2))/l_3 \rfloor, \dots\end{aligned}\tag{3.8}$$

Kroki te powtarzane są dopóki kolejka się nie skończy.

Każdy element wyjściowy posiada określoną liczebność jaką powinien osiągnąć pod koniec procesu cięcia. Jeśli na danym etapie procesu cięcia wymagana liczba elementów danego typu spada do zera, wówczas jest on pomijany w dalszej pracy algorytmu. Konieczne jest sprawdzenie czy liczba uzyskanych elementów danego typu jest mniejsza lub równa od wymaganej:

- Jeśli stwierdzenie jest prawdziwe - długość z której elementy są wycinane zostanie zmniejszona o liczbę wystąpień elementu pomnożoną przez jego długość, a licznik wymaganych odcinków danej długości zostanie zmniejszony o odpowiednią liczbę wystąpień
- Jeśli stwierdzenie jest fałszywe - długość z której elementy są wycinane zostanie zmniejszona o liczbę pozostałych wykrojów pomnożoną przez długość elementu, a licznik wymaganych odcinków danej długości zostanie ustawiony na zero.

Po zakończeniu przebiegu algorytmu dla jednego układu rozkroju, można określić ile razy będzie on użyty. Zostaje to wyznaczone poprzez obliczenie

$$g = \lfloor \min\{z_i/a_i\} \rfloor, \quad i \in [0..m], g \in \mathbb{Z}\tag{3.9}$$

gdzie g to liczba ile razy dany schemat może zostać użyty, z to liczebność wyjściowego elementu i która pozostała do wycięcia, a to ilość wykrojów elementu i w bieżącym układzie, m to liczba długości umieszczonych w rozkroju. Następnie licznik wymaganych odcinków elementu i zostaje zmniejszony o ga_i .

Cały proces powtarzany jest do momentu aż wszystkie wymagane elementy zostaną wycięte.

3.2.2 Rozszerzenie o szerokość cięcia

W warunkach rzeczywistych elementy wycinane są za pomocą ostrza które ma niezerową grubość. Wówczas metodę obliczania należy rozszerzyć jeśli ma odpowiadać warunkom rzeczywistym. Szerokość cięcia wlicza się w odpad. Jest kilka przypadków wliczania szerokości ostrza.

Jeżeli element jest równy długości bazowej wówczas nie wlicza się szerokości cięcia. Natomiast jeżeli materiał bazowy ma zostać pocięty na kilka elementów wówczas do każdego dolicza się szerokość cięcia. Szczególnym przypadkiem jest, gdy ostatni element wraz z szerokością ostrza jest dłuższy niż długość odcinka, który został po wycięciu wcześniejszych elementów.

Gdyby szerokość cięcia nie została uwzględniona w obliczeniach wówczas dla elementu wejściowego o długości 6000mm i wymaganych odcinkach 4500mm oraz 1500mm, obie długości zostały wycięte z jednego segmentu materiału bazowego. Skutkiem takiego postępowania byłby element krótszy o szerokość ostrza. Zazwyczaj długość ta może być akceptowana jako tolerancja dokładności maszyny. Jednak dla poprawności obliczeń wielkość ta powinna zostać uwzględniona.

3.2.3 Rozszerzenie o wiele długości bazowych

Dla zmniejszenia odpadu można użyć kilku długości bazowych. Rozszerzenie to wprowadza następującą zmianę algorytmu: obliczenia układu muszą zostać powtórzone dla każdego elementu wejściowego. Następnie wybierany jest ten rozkrój, który daje mniejszy odpad. Modyfikacja ta znacząco wpływa na wydajność metody. Jeżeli n oznacza złożoność obliczeniową podstawowego algorytmu, a m oznacza liczbę odcinków wejściowych, wówczas nowa złożoność obliczeniowa wynosi $m * n$.

3.2.4 Rozszerzenie o cenę materiału wsadowego

Rozszerzenie to wprowadza zmianę koncepcyjną. Każdy element bazowy posiada cenę za metr bieżący materiału, umożliwia to obliczenie kosztu odpadu i wybranie tańszej opcji wykroju.

3.2.5 Przykład

1. Dane wejściowe

- 6000mm - 3\$/mb
- 7000mm - 2\$/mb
- szerokość cięcia: 10mm

2. Dane wyjściowe

- 1x3500mm
- 1x3000mm
- 3x2000mm
- 5x500mm

3. Przebieg algorytmu

- Pierwszy rozkrój
 - 3500mm mieści się raz w 6000mm. Zostaje $2500 - 10 = 2490$ mm.
 - 3000mm nie mieści się w 2490mm.
 - 2000mm mieści się raz w 2490mm. Zostaje $490 - 10 = 480$ mm.
 - 500mm nie mieści się w 480mm.
 - Rozkrój 6000mm: 3500mm, 2000mm. Odpad $6000 - 5500 = 500 * 0.003 = 1.5$ \$
 - —————
 - 3500mm mieści się dwa razy w 7000mm. Dostępny jest jeden odcinek 3500mm. Zostaje $3500 - 10 = 3490$ mm.
 - 3000mm mieści się raz w 3490mm. Zostaje $490 - 10 = 480$ mm.
 - 2000mm nie mieści się w 480mm.
 - 500mm nie mieści się w 480mm.
 - Rozkrój 7000mm: 3500mm, 3000mm. Odpad $7000 - 6500 = 500 * 0.002 = 1.0$ \$
 - —————
 - Wybrano rozkrój 3500mm, 2000mm na długości 7000mm ze względu na mniejszy koszt odpadu.
 - Do realizacji pozostało: 0x3500mm; 0x3000mm; 3x2000mm; 5x500mm
- Drugi rozkrój
 - 2000mm mieści się trzy razy w 6000mm. Uwzględniając szerokość cięcia - zostaną użyte tylko dwa elementy od długości 2000mm. Zostaje $2000 - 2 * 10 = 1980$ mm.

- 500mm mieści się trzy razy w 1980mm. Zostaje $480 - 3 * 10 = 450\text{mm}$.
- Rozkrój 6000mm: 2x2000mm, 3x500mm. Odpad $6000 - 5500 = 500 * 0.003 = 1.5\$$
- _____
- 2000mm mieści się trzy razy w 7000mm. Zostaje $1000 - 3 * 10 = 970\text{mm}$.
- 500mm mieści się raz w 970mm. Zostaje $470 - 10 = 460\text{mm}$.
- Rozkrój 7000mm: 3x2000mm, 500mm. Odpad $7000 - 6500 = 500 * 0.002 = 1.0\$$
- _____
- Wybrano rozkrój 3x2000mm, 500mm na długości 7000mm ze względu na mniejszy koszt odpadu
- Do realizacji pozostało: 0x3500mm, 0x3000mm, 0x2000mm, 4x500mm
- Trzeci rozkrój
 - 500mm mieści się dwanaście razy w 6000mm. Dostępne są cztery element 500mm. Zostaje $6000 - 4 * 500 - 4 * 10 = 3960\text{mm}$.
 - Rozkrój 6000mm: 4x500mm. Odpad $6000 - 4 * 500 = 4000 * 0.003 = 12\$$
 - _____
 - 500mm mieści się czternaście razy w 7000mm. Dostępne są cztery elementy 500mm. zostaje $7000 - 4 * 500 - 4 * 10 = 4960\text{mm}$
 - Rozkrój 7000mm: 4x500mm. Odpad $7000 - 4 * 500 = 5000 * 0.002 = 10\$$
 - _____
 - Wybrano rozkrój 4x500 na długości 7000mm ze względu na mniejszy koszt odpadu
 - Do realizacji pozostało: 0x3500mm, 0x3000mm, 0x2000mm, 0x500mm
- Podsumowanie
 - Rozkroje : 3500mm, 2000mm na długości 7000mm; 3x2000mm, 500mm na długości 7000mm; 4x500 na długości 7000mm.
 - Suma odpadów: $6000 * 0.002 = 12\$$

3.2.6 Podsumowanie

Przedstawiony algorytm jest intuicyjny oraz zwraca poprawne wyniki. Główną wadą jest brak świadomości o następnym kroku oraz kolejnych wykrojach.

Dla przykładu: Zostało 1000mm materiału, do dyspozycji (z długości mniejszych niż 1000mm) jest odcinek 900mm oraz dwa elementy 480mm. Algorytm przydzieli odcinek 900mm, jednak lepszym wyborem byłoby użycie dwóch odcinków 480mm.

4 Wyniki

4.1 Porównanie

4.2 Wnioski

4.3 Podsumowanie

5 Opis implementacji

5.1 Architektura

5.2 Java

5.3 Kotlin

5.4 JavaFX

6 Zakończenie

Spis rysunków

2.1	Drzewo wyliczeń możliwych rozwiązań	9
2.2	Drzewo wyliczeń możliwych rozwiązań	11

Literatura

- [1] J. J. Bartholdi. The knapsack problem. In D. Chhajed and T. J. Lowe, editors, *Building Intuition*, chapter 2, pages 19 – 31. Springer US, 2008.
- [2] V. Chvatal. *Linear Programming*. W.H. Freeman and Company, New York, 1984.
- [3] G. B. Dantzig. Discrete variable extremum problems. *Operations Research*, 2:266 – 288, 1957.
- [4] W. Diffie and M. Hellman. New directions in cryptography. *IEEE Transactions on Information Theory*, 22:644 – 654, 1976.
- [5] P. C. Gilmore and R. E. Gomory. A linear programming approach to the cutting-stock problem. *Operation research*, 9(6):849 – 859, Nov. – Dec. 1961.
- [6] S. Goddard. Lecture about dynamic programming 0-1 knapsack problem. <http://cse.unl.edu/~goddard/Courses/CSCE310J/>.
- [7] P. J. Kolesar. A branch and bound algorithm for the knapsack problem. *Managment science*, 13:723 – 735, 1967.
- [8] R. Merkle and M. Hellman. Hiding information and signatures in trapdoor knapsacks. *IEEE Transactions on Information Theory*, 24:525 – 530, 1978.
- [9] D. Pisinger. *Algorithms for Knapsack Problems*. PhD thesis, Dept. of Computer Science, University of Copenhagen, 1995.