INSTYTUT INFORMATYKI

WYDZIAŁ INFORMATYKI

POLITECHNIKA POZNAŃSKA

PRACA DYPLOMOWA MAGISTERSKA

**PROBLEM PAKOWANIA**

**- BIBLIOTEKA ALGORYTMÓW**

inż. Marcin ROBASZYŃSKI

Promotor:

dr hab. inż. Małgorzata STERNA

Poznań, 2011 r.

KARTA PRACY DYPLOMOWEJ

SPIS TREŚCI

[1. WSTĘP 7](#_Toc305518335)

[1.1. Cel i zakres pracy 8](#_Toc305518336)

[2. PROBLEM PAKOWANIA 10](#_Toc305518337)

[2.1. Sformułowanie problemu 10](#_Toc305518338)

[2.2. Dowód NP-zupełności 12](#_Toc305518339)

[2.3. Przegląd literatury 13](#_Toc305518340)

[3. ALGORYTMY 15](#_Toc305518341)

[3.1. Wstęp 15](#_Toc305518342)

[3.2. Dolne ograniczenia 15](#_Toc305518343)

[3.3. Algorytm dokładny 16](#_Toc305518344)

[3.4. Algorytmy listowe 19](#_Toc305518345)

[3.4.1. Algorytm następnego dopasowania (ang. *Next-Fit*) 19](#_Toc305518346)

[3.4.2. Algorytm pierwszego dopasowania (ang. *First-Fit*) 20](#_Toc305518347)

[3.4.3. Algorytm najlepszego dopasowania (ang. *Best-Fit*) 22](#_Toc305518348)

[3.4.4. Algorytm pierwszego dopasowania z sortowaniem (ang. *First-Fit Decreasing*) 23](#_Toc305518349)

[3.4.5. Algorytm najlepszego dopasowania z sortowaniem (ang. *Best-Fit Decreasing*) 24](#_Toc305518350)

[3.4.6. Algorytm losowego dopasowania (ang. *Random-Fit*) 25](#_Toc305518351)

[3.5. Algorytm redukcji 26](#_Toc305518352)

[3.5.1. Kryterium dominacji 28](#_Toc305518353)

[3.6. Asymptotyczny schemat aproksymacyjny 29](#_Toc305518354)

[3.6.1. Podział elementów na listy 31](#_Toc305518355)

[3.6.2. Wykorzystanie programowania liniowego 31](#_Toc305518356)

[3.7. Algorytm następnego dopasowania z dodatkową optymalizacją 32](#_Toc305518357)

[4. IMPLEMENTACJA 34](#_Toc305518358)

[4.1. Opis systemu 34](#_Toc305518359)

[4.1.1. Architektura 34](#_Toc305518360)

[4.1.2. Wykorzystane technologie 35](#_Toc305518361)

[4.1.3. Wymagania funkcjonalne i pozafunkcjonalne 35](#_Toc305518362)

[4.1.4. Wymagania sprzętowe i systemowe 36](#_Toc305518363)

[4.2. Dokumentacja użytkownika 37](#_Toc305518364)

[4.2.1. Główne okno aplikacji 37](#_Toc305518365)

[4.2.2. Moduł wizualizacji 38](#_Toc305518366)

[4.2.3. Moduł eksperymentu obliczeniowego 43](#_Toc305518367)

[4.2.4. Konfiguracja programu 47](#_Toc305518368)

[4.3. Dokumentacja techniczna 48](#_Toc305518369)

[4.3.1. Struktura klas – instancja problemu, skrzynka, element 48](#_Toc305518370)

[4.3.2. Struktura klas – algorytmy 49](#_Toc305518371)

[4.3.3. Struktura klas – generator 50](#_Toc305518372)

[4.3.4. Struktura klas – eksperyment 51](#_Toc305518373)

[4.3.5. Obsługiwane formaty plików 52](#_Toc305518374)

[5. EKSPERYMENT OBLICZENIOWY 55](#_Toc305518375)

[5.1. Heurystyki listowe 55](#_Toc305518376)

[5.2.1. Wpływ danych na efektywność algorytmów 58](#_Toc305518377)

[5.2. Asymptotyczny schemat aproksymacyjny 60](#_Toc305518378)

[5.3. Porównanie różnych typów algorytmów 62](#_Toc305518379)

[5.4. Algorytm dokładny 64](#_Toc305518380)

[6. PODSUMOWANIE 65](#_Toc305518381)

[LITERATURA 67](#_Toc305518382)

[ZAŁĄCZNIKI 68](#_Toc305518383)

1. WSTĘP

We współczesnych czasach w praktycznie wszystkich gałęziach gospodarki poszukuje się sposobów na zwiększenie zysków (i minimalizację strat). W dawnych czasach, gdy towary i usługi nie były łatwo dostępne, wystarczyło zwiększyć produkcję danego towaru czy też zasięg świadczonych usług. Taką możliwość dawały głównie inwestycje w nowe technologie, które pozwalały produkować szybciej, taniej i wydajniej. Powstały wyspecjalizowane linie produkcyjne, rozwinął się też transport. Często jednak trudno znacząco zwiększać produkcję; poza tym rynek w wielu dziedzinach jest nasycony i osiągnięcie wyższej sprzedaży produktów lub usług jest bardzo trudne.

Zamiast tego, ludzie i firmy coraz częściej skupiają się na oszczędzaniu oraz jak najlepszym wykorzystaniu dostępnych zasobów. Jest to szczególnie istotne w dzisiejszych czasach, gdy coraz więcej mówi się o ekologii, efektywniejszej gospodarce coraz trudniej dostępnymi złożami surowców naturalnych i problemach finansowych kolejnych krajów.

Okazuje się jednak, że rozwój technologii często nie nadąża za rzeczywistymi potrzebami. Poza tym, nowe rozwiązania są z reguły drogie i trudne do wykorzystania na większą skalę. Alternatywą jest poprawa wykorzystywanych już sposobów działania (produkcji lub realizacji usług).

Dobrym przykładem takiego działania jest np. ładowanie w przedsiębiorstwach transportowych takiej samej ilości towarów do mniejszej liczby pojazdów, skrzynek czy kontenerów. Znacząco obniża to koszty transportu, zwiększając w ten sposób końcowy zysk i konkurencyjność firmy. Inny przykład stanowią linie produkcyjne na których wycina się pewne części z większej ilości materiału (np. z płatów blachy). W takim wypadku wykorzystanie pozostałych fragmentów surowca często jest drogie lub wręcz niemożliwe ze względu na utratę podczas obróbki właściwości wymaganych przez proces technologiczny.

Podobnych przykładów można by wymienić bardzo wiele. Większość z nich można opisać jako wypełnianie pewnych pojemników elementami. Oczywiście istnieją modele formalne i algorytmy, rozwiązujące podobne problemy praktyczne. W zależności od tego, co jest głównym celem, wyróżnić można m.in. problemy plecakowe (wymagające umieszczenia w plecaku o określonej pojemności elementów o jak największej sumarycznej wartości), problemy pokrycia (polegające na wypełnieniu jak największej liczby pojemników dostępnymi elementami) czy problemy pakowania (związane z umieszczeniem dostępnych elementów w jak najmniejszej liczbie pojemników).

Niestety rozwiązanie tych problemów w większości przypadków nie jest trywialne. Z tego powodu obecnie wykorzystuje się narzędzia współczesnej informatyki, które pozwalają znajdować nowe efektywne metody, wykorzystywać i poprawiać te znane już od dawna oraz porównywać ze sobą jedne i drugie.

1.1. Cel i zakres pracy

Celem pracy było stworzenie biblioteki algorytmów rozwiązujących jednowymiarowy problem pakowania oraz porównanie ich z jej wykorzystaniem. Z tego względu system musiał posiadać moduł eksperymentu obliczeniowego, umożliwiającego testy dla znacznej liczby większych instancji. Miał on też umożliwiać porównanie wybranych algorytmów ze sobą i ich prostą analizę za pomocą wykresów.

Poza przeprowadzaniem eksperymentów obliczeniowych system ma umożliwiać prezentowanie zasady działania poszczególnych algorytmów. Z tego względu musi on posiadać moduł wizualizacji, prezentujący poszczególne kroki w sposób graficzny, oraz możliwość wprowadzania własnych instancji problemu (np. w celu pokazania zachowania algorytmu w szczególnym przypadku). Należało również umożliwić odczyt najpopularniejszych formatów plików, zawierających instancje problemu pakowania.

Niniejsza praca zawiera prezentację problemu pakowania oraz opis podstawowych algorytmów go rozwiązujących, uzupełniony eksperymentami obliczeniowymi wykonanymi z użyciem stworzonego w ramach pracy systemu o nazwie *Bin Packing*. Ponadto przedstawia projekt koncepcyjny i techniczny aplikacji oraz opis implementacji systemu.

Struktura pracy jest następująca. W rozdziale 2. sformułowano problem pakowania w sposób formalny oraz opisano jego różne warianty i zastosowania praktyczne wraz z przykładami. Oprócz tego przytoczono również dowód NP-trudności problemu i opisano jego konsekwencje.

W rozdziale 3. opisano poszczególne algorytmy rozwiązujące problem pakowania zaimplementowane w prezentowanej bibliotece *Bin Packing*: *Next-Fit*, *First-Fit*, *Best-Fit*, *First-Fit Decreasing*, *Best-Fit Decreasing*, *Random-Fit*, algorytm dokładny, algorytm redukcji, asymptotyczny schemat aproksymacyjny oraz algorytm *Next-Fit* z dodatkową optymalizacją. Dla każdego z nich przedstawiono ideę działania oraz wady i zalety stosowanego podejścia. Podano również złożoność obliczeniową oraz oszacowanie jakości (jeżeli jest znane). Dodatkowo zilustrowano zasadę działania poszczególnych metod dla instancji testowej.

Na opisie samego systemu skupiono się w rozdziale 4. Zawarto w nim podstawowe informacje na temat biblioteki algorytmów *Bin Packing*. Opisano również przeznaczenie oraz sposób korzystania z poszczególnych elementów interfejsu. Poza tym przedstawiono aspekty techniczne, w tym architekturę systemu oraz wymagania, które przed nim postawiono. Również w tym rozdziale znajduje się opis wspieranych typów plików oraz sposobu reprezentacji elementów systemu w pamięci komputera.

Eksperyment obliczeniowy przeprowadzony z użyciem biblioteki *Bin Packing* wraz z wynikami i ich analizą znajdują się w rozdziale 5.

W rozdziale 6. ujęto zgromadzone podczas pracy nad systemem doświadczenia, opis tego, co udało się osiągnąć (a czego nie) oraz wnioski z przeprowadzonych badań.

2. PROBLEM PAKOWANIA

2.1. Sformułowanie problemu pakowania

Istnieje wiele wariantów problemu pakowania. W niniejszej pracy skupiono się na najprostszej jednowymiarowej wersji problemu. Oznacza to, że pod uwagę bierze się tylko 1 wymiar (z reguły jest to wysokość) elementów. Dodatkowo założono, że wartość określająca rozmiary pudełek oraz wartości opisujące rozmiary elementów są liczbami całkowitymi dodatnimi. Nie powoduje to utraty ogólności – wystarczy przeskalować poszczególne wartości aby uzyskać równoważny problem oparty o wartości rzeczywiste dodatnie.

**Definicja (jednowymiarowego) problemu pakowania:**

*Dany jest zbiór elementów o (dodatnich) rozmiarach () oraz pudełek o ustalonej pojemności . Należy zapakować elementy do pudełek nie przekraczając ich pojemności w taki sposób, aby liczba wykorzystanych pudełek była minimalna.*

Przytoczony powyżej problem pakowania można sformułować w postaci zadania programowania liniowego całkowitoliczbowego:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| min |  |  | |
| przy ograniczeniach: |  |  | |
|  |  |  | |
|  |  |  |  |
|  |  |  | |
|  |  |  |  |
|  |  |  |  |
|  |  |  |  |
|  |  |  |  |

gdzie

Istnieją również inne warianty problemu pakowania, obejmujące więcej wymiarów. Najczęściej spotykany jest wariant dwuwymiarowy, w którym należy umieścić prostokątne elementy o różnych rozmiarach w prostokątnych pudełkach.

Dosyć oczywiste jest, że minimalizując liczbę wykorzystanych pudełek pośrednio minimalizuje się również pozostałą w skrzynkach wolną przestrzeń. Można więc spojrzeć na problem inaczej – należy wyciąć z fragmentów materiału o zadanej wielkości określone elementy, wykorzystując jak najmniej materiału.

Tak opisany problem to przykład tzw. problemu rozkroju (ang. *cutting problem*). W zależności od wariantu problemu rozkroju jego celem może być minimalizacja niewykorzystanego materiału bądź też maksymalizacja liczby wykonanych (wyciętych) elementów.

Na poniższych rysunkach przedstawiono przykładowe rozwiązania jedno-, dwu- oraz trójwymiarowego problemu pakowania. Pierwszy z nich (rys. 2.1.) przedstawia rozwiązanie 1-wymiarowego problemu pakowania, składającego się 11 elementów. Rozmiar pudełek to 10. Poszczególnym elementom odpowiadają białe prostokąty; niebieskie liczby oznaczają natomiast ich rozmiar. Prostokąty, w których umieszczono elementy odpowiadają pudełkom. Szarym kolorem oznaczono pozostałą wolną w pudełkach przestrzeń. Jej wartość liczbową reprezentują czarne liczby znajdujące się nad każdym z pudełek.



Rys. 2.1. Przykładowe rozwiązanie 1-wymiarowego problemu pakowania

Rys. 2.2. przedstawia przykładowe rozwiązanie dwuwymiarowego problemu pakowania. W tym przypadku nie podano rozmiarów elementów ani pudełek. Poszczególne liczby określają numer elementu (w sumie jest ich 40). Wszystkie elementy umieszczono w jednym pudełku.



Rys. 2.2. Przykładowe rozwiązanie 2-wymiarowego problemu pakowania

(źródło: http://www.astrokettle.com)

Ostatni rysunek (2.3), prezentuje przykładowe rozwiązanie trójwymiarowego problemu pakowania. W tym przypadku poszczególne liczby również reprezentują numery konkretnych elementów. Wymiary pudełek i elementów nie zostały podane.



Rys. 2.3. Przykładowe rozwiązanie 3-wymiarowego problemu pakowania

(źródło: http://www.astrokettle.com)

Problem pakowania znajduje zastosowanie wielu dziedzinach, np. w transporcie – często istnieje potrzeba załadowania towarów (przedmiotów) o określonych rozmiarach do jak najmniejszej liczby kontenerów lub samochodów dostawczych. Wiele zastosowań problem pakowania ma również w informatyce. Dobrym przykładem jest zagadnienie przydziału pamięci w systemach stosujących stronicowanie pamięci lub transmisja danych. Umieszczenie porcji danych do wysłania w mniejszej liczbie pakietów pozwala skrócić czas transmisji, jak również obniżyć jej koszt gdy jest ona płatna. Inne zastosowanie problemu pakowania to, często spotykany w przemyśle problem cięcia materiału – polega on na efektywnym cięciu materiału (bądź wycinaniu z niego mniejszych części), dzięki czemu zmniejsza się ilość materiału niewykorzystanego.

2.2. Dowód NP-trudności

Problem pakowania jest problemem trudnym do rozwiązania. Jest to spowodowane tym, że umieszczając kolejne elementy instancji problemu pakowania w pudełkach w zdecydowanej większości przypadków nie można jednoznacznie stwierdzić, w którym pudełku najlepiej umieścić rozważany element. Niełatwe jest również uzyskanie poprawy istniejącego już rozwiązania nie będącego rozwiązaniem optymalnym – wymaga to przeniesienia wszystkich elementów jednego (lub kilku) pudełek do pozostałych pudełek, co wiąże się najczęściej z koniecznością przestawiania elementów również pomiędzy nimi.

Okazuje się, że problem pakowania w wersji decyzyjnej jest silnie NP-zupełny [LIT], [LIT].

DOWÓD:

Jednym ze znanych problemów silnie NP-zupełnych jest tzw. problem trójpodziału (ang. *3-partition problem*) [LIT]:

Dany jest zbiór elementów o rozmiarach , dla oraz ograniczenie . Ponadto, dla każdego zachodzi: oraz: .

Czy istnieje podział zbioru na rozłącznych podzbiorów taki, że dla ?

Wystarczy zauważyć, że problem trójpodziału jest szczególnym przypadkiem problemu pakowania, w którym elementom o rozmiarze w tym problemie odpowiadają elementy w problemie pakowania o rozmiarze:

Zbiory wyznaczają natomiast zawartość pudełek, każde o łącznym rozmiarze wynoszącym . W tym przypadku pytamy o istnienie rozwiązania problemu pakowania o liczbie pudełek nie przekraczającej . Jeżeli takie rozwiązanie istnieje, to będzie się składało z  całkowicie wypełnionych pudełek.

Powyższe spostrzeżenie udowadnia silną NP-zupełność wersji decyzyjnej problemu pakowania, a tym samym silną NP-trudność problemu pakowania. Oznacza to, że nie istnieje algorytm wielomianowy, znajdujący rozwiązanie optymalne w ogólnym przypadku. Z tego powodu dla problemu pakowania stosuje się heurystyki, znajdujące rozwiązanie przybliżone. Ponadto zaproponowano również asymptotyczne schematy aproksymacyjne, które gwarantują znalezienie rozwiązania o zadanej dokładności. Wraz ze wzrostem dokładności zwiększa się również czas obliczeń. Zaletą takiego podejścia jest możliwość ustalenia kompromisu pomiędzy dokładnością a czasem obliczeń.

2.3. Przegląd literatury

Jedną z najbardziej znanych i często wykorzystywanych prac jest [MART 1990], napisana przez S. Martello i P. Totha. Jeden z rozdziałów poświęcony jest opisowi problemu pakowania. Dokonano w nim przeglądu najpopularniejszych algorytmów aproksymacyjnych wraz z oszacowaniem ich jakości. Wprowadzono również nowe, silniejsze dolne ograniczenia oraz procedurę redukcji, kryterium dominacji. Rozwiązania te wykorzystuje przedstawiony algorytm dokładny. Pozwalają one na znaczne zredukowanie przestrzeni rozwiązań w stosunku do najpopularniejszego algorytmu dokładnego, zaproponowanego w [EILO 1971] przez S. Eilona oraz N. Christofidesa (wykorzystuje on najprostsze dolne ograniczenie ). Dodatkowo, zaprezentowane metody zostały dołączone w postaci kodów źródłowych (niestety w języku Fortran).

Inny algorytm dokładny został zaprezentowany przez A. Fukanagę i R. Korfa w [FUKA 2007]. W odróżnieniu od poprzednich algorytmów, autorzy proponują rozwiązanie przeszukujące przestrzeń możliwych sposobów wypełnienia skrzynek (a nie miejsc, w których można umieścić pojedynczy element). Opisywana jest też metoda efektywnego wyszukiwanie niezdominowanych wypełnień oraz samo kryterium dominacji – w sposób bardziej przystępny niż w [MART 1990]. Zaprezentowano również kryteria dominacji dla problemów „pokrewnych”, m.in. problemu pokrycia (wypełnienia) skrzynek (ang. *bin covering problem*).

Ciekawą pozycję stanowi również [KORT 2000] autorstwa B. Korte i J. Vygena. Oprócz kilku podstawowych heurystyk listowych autorzy opisują również asymptotyczny schemat aproksymacyjny, zaproponowany przez W. Fernandez de la Vegę oraz G. Luekera w [FERN 1981].

Dowód NP-zupełności został przedstawiony m.in. w [STER], [BŁAŻ 1988] oraz [MART 1990]. W pierwszej pozycji przedstawione zostały również heurystyki listowe (wraz z przykładami) oraz zastosowanie i powiązania problemu pakowania z innymi algorytmami.

3. ALGORYTMY

3.1. Wstęp

W poniższym rozdziale przedstawiono algorytmy zaimplementowane w bibliotece *Bin Packing*. Najliczniejszą grupę stanowią heurystyki listowe. Ich zasada działania opiera się na pobieraniu z wejścia pojedynczych elementów i dokładaniu ich (w kolejności pobrania z wejścia) do aktualnego rozwiązania wg ściśle określonych zasad. Ich główną zaletą jest prostota.

Poza najbardziej znanymi algorytmami listowymi zaimplementowano również algorytm dokładny, oparty na metodzie podziału i ograniczeń (ang. *branch and bound*). Jego zaletą jest znajdowanie rozwiązań optymalnych, wadą natomiast bardzo długi czas działania, wykluczający praktyczne zastosowanie tej metody w większości przypadków.

Kolejnym z algorytmów zaimplementowanych w bibliotece *Bin Packing* jest asymptotyczny schemat aproksymacyjny (ang. *asymptotic* *approximation scheme*, *AAS*), wykorzystujący programowanie liniowe. Metoda ta wyróżnia się spośród innych możliwością określenia dokładności uzyskanego rozwiązania za pomocą dodatkowego parametru. Wzrost dokładności powoduje jednak wydłużenie czasu obliczeń.

Większość znanych algorytmów skupia się na umieszczaniu pojedynczych elementów w pudełkach w optymalny sposób. Jest to działanie zorientowane na element (ang. *item-oriented*). Istnieje również, znacznie mniej liczna, grupa algorytmów zorientowanych na pudełko (ang. *bin-oriented*). Ich zasada działania opiera się na znajdowaniu jak najlepszych sposobów wypełnienia pudełka dostępnymi elementami i dodawaniu do rozwiązania wypełnionych już w dany sposób pudełek. Wadą tych rozwiązań jest duża złożoność obliczeniowa związana z wyszukiwaniem sposobów zapakowania pudełek, przez co często rozważa się tylko sposoby zapakowania zawierające tylko niewielką liczbę elementów. Biblioteka *Bin Packing* zawiera jeden z algorytmów tego typu – tzw. algorytm redukcji.

Ostatnią metodą, którą zaimplementowano jest algorytm następnego dopasowania z dodatkową optymalizacją, którego zasada działania opiera się na próbie poprawy rozwiązania uzyskanego przez najszybszy z algorytmów listowych poprzez wykorzystanie algorytmu dokładnego.

Dodatkowo, dla porównania algorytmów przedstawiono wynik ich działania dla instancji testowej. Składa się ona z 11 elementów; wielkość skrzynki – 10.



Rys. 3.1 Przykładowa instancja problemu

3.2. Dolne ograniczenia

W omawianym systemie zaimplementowano 2 dolne ograniczenia, znane z literatury [MART 1990]. Pierwsze z nich, jest bardzo proste – jego wartość stanowi cecha górna (lub sufit) sumy rozmiarów wszystkich elementów, podzielonej przez wielkość skrzynki:

Niestety ograniczenie to nie sprawdza się w wielu przypadkach – najlepiej sobie radzi gdy instancja problemu zawiera głównie małe elementy. W przypadku większych elementów obliczony wynik może być znacznie niższy od rzeczywistego dolnego ograniczenia.

Drugie dolne ograniczenie, , odpowiada regule 8.20 z [MART 1990]. Zdecydowano się na nie zamiast reguły 8.19, ze względu na problematyczną kwestię doboru parametru oraz lepsze rezultaty. zdefiniowane jest jako:

gdzie oblicza się na podstawie wyznaczonych zbiorów , , :

jako:

Martello i Toth wykazali również, że wystarczy obliczać kolejno tylko dla unikalnych wartości elementów , posortowanych malejąco. Ponadto, często nie trzeba przeprowadzać obliczeń dla wszystkich wartości spełniających podaną nierówność.

Dolne ograniczenia i dla testowej instancji są sobie równe i wynoszą 4.

3.3. Algorytm dokładny

Wykorzystany algorytm dokładny opiera się na metodzie podziału i ograniczeń (ang. *Branch & Bound*) i stanowi zmodyfikowaną wersję algorytmu dokładnego opisanego w [MART 1990]. W pierwszym kroku elementy są sortowane wg malejących rozmiarów. Następnie tworzone jest drzewo rozwiązań. W każdym węźle generowane są nowe rozwiązania poprzez umieszczenie aktualnie rozważanego elementu kolejno we wszystkich otwartych już skrzynkach, w których jest wystarczająca ilość miejsca aby go pomieścić oraz w jednej, nowej skrzynce. Liście drzewa przeszukiwań problemu reprezentują rozwiązania dopuszczalne.

W celu ograniczenia liczby węzłów w drzewie stosuje się tzw. odcięcia – polegają one na odrzuceniu gałęzi, w których na pewno nie zostaną znalezione rozwiązania lepsze od najlepszego znalezionego do tej pory rozwiązania. W omawianym algorytmie stosuje się 2 rodzaje odcięć. Pierwsze z nich pomija gałęzie umieszczające element w nowej skrzynce, dla których aktualna liczba skrzynek wynosi lub (w tym przypadku dodanie nowej skrzynki może doprowadzić do rozwiązania co najwyżej tak samo dobrego jak już znalezione). W każdym węźle obliczana jest też wartość dolnych ograniczeń i . Jeżeli wartość któregoś z nich jest większa od najmniejszej obliczonej dotychczas, to dana gałąź nie jest przeglądana. Jest to drugie stosowane odcięcie. Za każdym razem, gdy obliczone dolne ograniczenia są mniejsze od aktualnie najmniejszych, stają się one nowymi najlepszymi ograniczeniami.

Dodatkowo, gdy wartość nowo znalezionego rozwiązania dopuszczalnego odpowiada wartości dolnego ograniczenia, to obliczenia algorytmu zostają zakończone.

Na rysunku 3.2. przedstawiono drzewo dla przykładowej instancji z poniższego rysunku.



Rys. 3.2. Przykładowa instancja problemu pakowania dla algorytmu dokładnego



Rys. 3.3. Drzewo rozwiązań dla instancji z rys. 3.2.

Dla instancji testowej z rys. 3.1. algorytm daje (oczywiście) rozwiązanie optymalne, składające się z 4 skrzynek:



Rys. 3.4. Wynik działania algorytmu dokładnego dla instancji testowej

3.4. Algorytmy listowe

Algorytmy listowe stanowią najbardziej znaną i często spotykaną w literaturze grupę algorytmów, rozwiązujących problem pakowania. Pobierają one z wejścia pojedyncze elementy i dokładają je w kolejności pobrania z wejścia do aktualnego (częściowego) rozwiązania problemu.

Większość z algorytmów listowych rozważa elementy wejściowe w takiej kolejności, w jakiej umieszczono je „na wejściu”. W związku z tym nie wymagają one znajomości wszystkich elementów *a priori*. Metody takie nazywane są metodami typu *on-line*. Ich największa wadą jest duża zależność jakości osiąganych rozwiązań od kolejności elementów. Istnieją również inne algorytmy listowe, nazywane metodami typu *off-line*, które wymagają znajomości całej listy elementów *a priori*.

**Ocena jakości uzyskiwanych rozwiązań**

Do oceny jakości rozwiązań uzyskiwanych przez algorytmy listowe wykorzystuje się często tzw. asymptotyczne oszacowanie najgorszego przypadku (ang. *asymptotic worst-case performance ratio*) [MART 1990]. Dla algorytmu aproksymacyjnego definiuje się go jako minimalną liczbę rzeczywistą taką, że dla pewnej całkowitej dodatniej liczby :

dla wszystkich instancji , spełniających warunek , gdzie oznacza liczbę pudełek w rozwiązaniu optymalnym, a liczbę pudełek w rozwiązaniu uzyskanym przez dany algorytm.

3.4.1. Algorytm następnego dopasowania (ang. *Next-Fit*)

Najprostszym (i zarazem najszybszym) z zaimplementowanych algorytmów jest algorytm następnego dopasowania (ang. *Next-Fit*). Zasada jego działania opiera się na umieszczaniu kolejnych elementów w aktualnym pudełku, dopóki pozwala na to ilość wolnego miejsca. W przypadku gdy w pudełku nie ma już miejsca pozwalającego umieścić w niej aktualny element, dodawana jest nowe pudełko i aktualny, oraz w miarę możliwości, kolejne elementy są umieszczane w nowym pudełku. Cały proces jest powtarzany aż do wykorzystania wszystkich elementów.

Algorytm *Next-Fit*:

- numer aktualnie wybranego pudełka

- suma elementów znajdujących się w aktualnie wybranym (-tym) pudełku

**1.** ,

**2.** dla każdego od do wykonaj kroki 3 – 5

**3.** jeżeli (element nie mieści się w aktualnym pudełku) to zwiększ wartość o i przypisz

**4.** umieść -ty element w -tym pudełku, tzn. ,

**5.**

Główne zalety tego algorytmu to prostota i szybkość działania – jego złożoność obliczeniowa to zaledwie . Nie wymaga on też znajomości wszystkich elementów *a priori* – elementy są pobierane w kolejności, w której znajdują się na wejściu, można więc dokładać nowe elementy w trakcie działania algorytmu (na zasadzie kolejki). Główną wadą metody jest jednak nie wykorzystywanie wolnego miejsca w pudełkach innych niż aktualne. Często prowadzi to do dokładania nowych pudełek dla kolejnych elementów, podczas gdy w istniejących pudełkach jest jeszcze dla nich miejsce. Przekłada się to oczywiście na niską jakość uzyskiwanych rozwiązań. Wartość dla tego algorytmu wynosi .

Dla przykładowej instancji zdefiniowanej na rys. 3.1. *Next-Fit* uzyskuje rozwiązanie z 6 pudełkami. Przedstawia to poniższy rysunek (liczby nad pudełkami reprezentują pozostałe wolne miejsce):



Rys.3.5. Wynik działania algorytmu Next-Fit

3.4.2. Algorytm pierwszego dopasowania (ang. *First-Fit*)

Kolejny algorytm to algorytm pierwszego dopasowania (ang. *First-Fit*). Tak jak *Next-Fit*, pobiera on elementy w kolejności ich występowania w instancji wejściowej. Wybrany element jest umieszczany w pierwszym pudełku, w którym znajduje się wystarczająca ilość wolnego miejsca (pudełka są numerowane w kolejności ich dodania do rozwiązania). Nowe pudełko jest dodawane tylko wtedy, gdy w żadnym istniejącym pudełku nie ma miejsca dla aktualnie rozważanego elementu.

Algorytm *First-Fit*:

- suma elementów w -tym pudełku, czyli

**1.** dla wartości od do wykonaj kroki 2 – 3

**2.** dla wartości od do wykonaj krok 3

**3.** oblicz wartość . Jeżeli , to umieść -ty element w j-tym pudełku, tzn. , i przejdź do następnej iteracji pętli w kroku 1. W przeciwnym wypadku przejdź do następnej iteracji pętli w kroku 2.

Algorytm eliminuje główną wadę swojego poprzednika – wykorzystuje wolną przestrzeń w już otwartych pudełkach. Dzięki temu osiągane wyniki są znacznie lepsze: . Konieczność poszukiwania wolnego miejsca wśród istniejących skrzynek powoduje oczywiście zwiększenie złożoności obliczeniowej algorytmu. Przy zastosowaniu struktur tzw. 2-3 drzew (ang. *2-3 tree*) możliwe jest uzyskanie złożoności rzędu [MART 1990]. W omawianym systemie zdecydowano się jednak na prostszą („klasyczną”) implementację algorytmu o złożoności , przeszukującą dodane skrzynki wg kolejności ich dodania (w czasie liniowym).

Wynik osiągany przez *First-Fit* dla instancji testowej z rys. 3.1. to 5 pudełek. Przedstawiono to na poniższym rysunku:



Rys. 3.6. Wynik działania algorytmu First-Fit

3.4.3. Algorytm najlepszego dopasowania (ang. *Best-Fit*)

Algorytm najlepszego dopasowania (ang. *Best-Fit*) działa na zasadzie podobnej do *First-Fit*. Różnica polega na tym, że zamiast umieszczać element w pierwszym pudełku, w którym element się mieści, umieszcza się go w pudełku, w którym pozostanie po jego dodaniu najmniej wolnego miejsca. Rozwiązanie to bazuje na założeniu, że należy minimalizować pozostałą w poszczególnych pudełkach przestrzeń (wykorzystując je w maksymalnym stopniu) – w ten sposób minimalizuje się całkowitą wolną przestrzeń, a w konsekwencji zmniejsza się liczbę pudełek potrzebnych do umieszczenia wszystkich elementów. Oczywiście istnieją przypadki, gdy takie podejście nie jest efektywne.

Algorytm *Best-Fit*:

- suma elementów w -tym pudełku, czyli

**1.** dla wartości od do wykonaj kroki 2 – 3

**2.** dla wartości od do wykonaj krok 3

**3.** oblicz wartość

**4.** oblicz wartość , gdzie: , oraz

**5.** umieść -ty element w -tym pudełku, tzn. , i przejdź do następnej iteracji pętli w kroku 1

Wartość dla algorytmu *Best-Fit* jest taka sama jak dla *First-Fit* i wynosi . Złożoność czasowa również jest identyczna – przy zastosowaniu 2-3 drzew ([MART 1990]) i  bez wykorzystania tych struktur, którą to wersję algorytmu zamieszczono w bibliotece *Bin Packing*.

Rozwiązanie dla instancji testowej (rys. 3.1.) przedstawiono poniżej. Uzyskany wynik składa się z 5 pudełek.



Rys. 3.7. Wynik działania algorytmu Best-Fit

3.4.4. Algorytm pierwszego dopasowania z sortowaniem (ang. *First-Fit Decreasing*)

Wszystkie opisane do tej pory algorytmy posiadają wspólną cechę – elementy są umieszczane w skrzynkach wg kolejności ich występowania w instancji wejściowej. Zaletą takiego podejścia jest brak konieczności znajomości wszystkich elementów *a priori*. Wadą natomiast duża zależność jakości uzyskiwanych rozwiązań od kolejności elementów. Próbę rozwiązania tego problemu stanowią 2 kolejne algorytmy.

Pierwszym z nich jest algorytm *First-Fit Decreasing*. Łatwo zauważyć, że poprzednie algorytmy lepiej radzą sobie w przypadkach, gdy elementy są umieszczane kolejno wg malejących rozmiarów (wag). Obserwację tę wykorzystuje opisywany algorytm. Pierwszy krok algorytmu to posortowanie elementów wg malejących rozmiarów. Następnie tak uzyskaną instancję problemu rozwiązuje się za pomocą algorytmu *First-Fit*. Oczywiście wymaga to znajomości wszystkich elementów już na początku działania algorytmu.

Algorytm *First-Fit Decreasing*:

**1.** posortuj elementy wg malejących rozmiarów

**2.** rozwiąż uzyskaną instancję problemu algorytmem *First-Fit*

W związku z tym, że algorytmy sortowania posiadają złożoność obliczeniową takiego samego lub niższego rzędu niż złożoność algorytmu *First-Fit*, złożoność czasowa algorytmu *First-Fit Decreasing* jest taka sama co algorytmu *First-Fit* i wynosi lub w zależności od tego czy wykorzystano 2-3 drzewa czy też nie. Rzeczywisty czas działania jest oczywiście wydłużony o czas sortowania elementów.

W ogólności wyniki osiągane przez algorytm są o wiele lepsze od tych uzyskiwanych przez poprzednie algorytmy. Oszacowanie asymptotyczne wynosi

Dla instancji problemu pakowania z rys. 3.1. *FFD* daje rozwiązanie optymalne, odpowiadające 4 pudełkom:



Rys. 3.8. Wynik działania algorytmu First-Fit Decreasing

3.4.5. Algorytm najlepszego dopasowania z sortowaniem (ang. *Best-Fit Decreasing*)

Idea algorytmu *Best-Fit Decreasing* jest taka sama jak *FFD* – w pierwszym kroku sortuje on elementy wg malejących rozmiarów. Różnica polega na algorytmie wykorzystywanym w drugim kroku – w tym przypadku jest to *Best-Fit*.

Algorytm *Best-Fit Decreasing*:

**1.** posortuj elementy wg malejących rozmiarów

**2.** rozwiąż uzyskaną instancję problemu algorytmem *Best-Fit*

Złożoność czasowa algorytmu *Best-Fit Decreasing* jest identyczna jak w przypadku algorytmu *BF* ( przy zastosowaniu 2-3 drzew i w przeciwnym wypadku). Wartość wynosi .

Również w tym przypadku dla instancji z rys. 3.1. otrzymamy rozwiązanie optymalne (4):



Rys. 3.9. Wynik działania algorytmu Best-Fit Decreasing

3.4.6. Algorytm losowego dopasowania (ang. *Random-Fit*)

W przeciwieństwie do poprzednich algorytmów, które pobierały elementy z instancji w ściśle określonej kolejności, algorytm losowego dopasowania pobiera je w kolejności losowej. Kolejnym krokiem jest ponowne losowanie – tym razem losowana jest jedna ze skrzynek, w których element się zmieści (lista takich skrzynek jest uprzednio tworzona). Element zostaje umieszczony w wylosowanej skrzynce (lub w nowej – jeżeli w żadnej się nie mieści). Dzięki tworzeniu listy skrzynek, algorytm zawsze wykorzystuje miejsce, gdy jest ono dostępne.

Algorytm *Random-Fit*:

**1.** dopóki istnieje takie, że , powtarzaj kroki 2 – 7

**2.** wylosuj takie, że ,

**3.** ,

**4.** jeżeli to przejdź do korku 5, w przeciwnym razie do kroku 6.

**5.** wylosuj , i przejdź do kroku 7.

**6.** wybierz , i przejdź do następnego kroku

**7.** umieść -ty element w -tym pudełku, tzn. , i przejdź do kroku 1.

Złożoność czasowa algorytmu jest taka sama jak w przypadku algorytmu *Best-Fit*, ponieważ algorytm również przegląda wszystkie już dodane skrzynki.

Ze względu na element losowości metoda może przy wielokrotnym uruchomieniu zwracać różne wyniki. Jedno z rozwiązań (składające się z 5 pudełek) uzyskanych dla instancji testowej (rys. 3.1.) przedstawiono na poniższym rysunku:



Rys. 3.10. Jeden z wyników działania algorytmu Random-Fit

3.5. Algorytm redukcji

Kolejnym z wykorzystanych algorytmów jest algorytm redukcji. Zastosowane w nim podejście znacznie różni się od sposobu, w jaki działa większość przedstawionych metod. Opisywane do tej pory algorytmy pobierały z instancji elementy pojedynczo, koncentrując się na ich optymalnym umieszczeniu w skrzynce. Jest to działanie zorientowane na element (ang. *item-oriented*).

Działanie algorytmu redukcji jest zorientowane na skrzynkę (ang. *bin-oriented*). Opiera się ono na procedurze redukcji, zaproponowanej przez Martello i Totha [MART 1990]. Procedura ta poszukuje dopuszczalnego wypełnienia pudełka, złożonego z co najwyżej 3 elementów, takiego, że dominuje ono wszystkie pozostałe (co najwyżej 3-elementowe) wypełnienia. Relacja dominacji pozwala porównywać ze sobą 2 dane wypełnienia, tj. określić, które z nich jest wyższej jakości. Relację tę można zdefiniować następująco [FUKA 2007]:

**Relacja dominacji:** *Dla dwóch danych dopuszczalnych (poprawnych) sposobów wypełnienia skrzynek oraz mówimy, że* ***dominuje*** *jeżeli wartość optymalnego rozwiązania które można uzyskać wykorzystując wypełnienie skrzynki w sposób jest* ***nie gorsza*** *od wartości optymalnego rozwiązania, które można uzyskać stosując wypełnienie dla tej samej skrzynki.*

W swojej pracy Fukunaga i Korf opisują kilka kryteriów dominacji dla problemu pakowania, m.in. zaproponowane przez Martello i Totha [MART 1990] (i stosowane w procedurze redukcji):

**Kryterium dominacji:** *Niech i będą poprawnymi wypełnieniami skrzynek.  dominuje jeżeli można podzielić na podzbiorów takich, że każdemu podzbiorowi przyporządkowany jest element taki, że suma wag (rozmiarów) elementów zbioru jest mniejsza lub równa niż waga (rozmiar) elementu .*

Innymi słowy, jeżeli wszystkie elementy ze zbioru można zapakować do skrzynek, których pojemność stanowią elementy zbioru , to zbiór dominuje .

Przykład:

dominuje , ponieważ można podzielić na podzbiory , oraz , z których każdy można by zmieścić w skrzynce odpowiadającej wielkości pojedynczego elementu . W tym wypadku wymienione zbiory można przyporządkować kolejno do elementów , i . Oczywiście istnieją również inne przyporządkowania.

Wynikiem działania procedury redukcji jest wektor , złożony z elementów. Dla każdego element zawiera numer skrzynki, w której należy umieścić -ty element.

Algorytm redukcji znajduje dla wszystkich pozostałych elementów wypełnienia dominujące wszystkie pozostałe, a następnie dodaje je do aktualnego rozwiązania. Kolejny krok to usunięcie wykorzystanych w ten sposób elementów z listy tych, które pozostały. W celu ponownego wykorzystania procedury redukcji dodatkowo usuwany jest także najmniejszy element (jest on zapamiętywany na osobnej liście) – pozwala to na kontynuowanie działania w przypadku, gdy procedura redukcji nie znajdzie wypełnień, dominujących pozostałe. Cała procedura jest powtarzana aż do zużycia wszystkich elementów. Ostatnim krokiem jest wypełnienie, w miarę możliwości, wolnych miejsc w uzyskanym rozwiązaniu elementami, które były odrzucane jako najmniejsze w poszczególnych krokach algorytmu. Pozostałe elementy (jeżeli nie wszystkie udało się umieścić w wolnych miejscach) są pakowane algorytmem *Next-Fit* – jest on szybki i w przypadku małych elementów radzi sobie całkiem dobrze.

Algorytm redukcji:

– lista elementów, jeszcze nie wykorzystanych przez algorytm

– lista elementów usuwanych jako najmniejsze po każdym wywołaniu procedury redukcji

**1.** ,

**2.** dopóki powtarzaj kroki 3 – 5

**3.** stosując procedurę redukcji znajdź wypełnienia pudełek, złożone z elementów listy , dominujące inne wypełnienia (w postaci wektora )

**4.** dla każdego wykonaj , , ,

**5.** jeżeli , to wybierz element , a następnie dodaj go do listy i usuń z listy : , .

**6.** dopóki to możliwe umieszczaj kolejne elementy listy w wolnych miejscach w aktualnym rozwiązaniu, usuwając je z listy

**7.** pozostałe elementy listy zapakuj do nowych pudełek, stosując algorytm *Next-Fit*

Złożoność czasowa przedstawionego algorytmu to [MART 1990]. Zaimplementowana wersja ma złożoność - ze względu na zastosowanie prostszej implementacji jednej z wewnętrznych fragmentów algorytmu.

Dla przykładowej instancji problemu z rys. 3.1. algorytm znajduje rozwiązanie optymalne, składające się z 4 pudełek.



Rys. 3.11. Wynik działania algorytmu redukcji

3.6. Asymptotyczny schemat aproksymacyjny

Kolejnym z algorytmów zaimplementowanych w bibliotece *Bin Packing* jest asymptotyczny schemat aproksymacyjny (ang. *asymptotic* *approximation scheme*, *AAS*), zaproponowany w [FERN 1981] oraz opisany m.in. w [KORT 2000]. Pozwala on na uzyskanie rozwiązania o zadanej dokładności. Oczywiście zwiększanie dokładności powoduje wzrost czasu obliczeń.

Idea metody polega na podzieleniu elementów na 3 główne grupy. Pierwsza z nich zawiera największe elementy, które są pakowane po jednym do osobnych skrzynek. Trzecia składa się z elementów najmniejszych. Druga, złożona z elementów o średniej wielkości jest dzielona na równoliczne zbiory elementów. Rozmiary elementów należących do poszczególnych zbiorów zostają zaokrąglone do rozmiaru największego elementu zbioru. Dzięki temu liczba różnych elementów zostaje znacznie zmniejszona. Elementy te są pakowane poprzez rozwiązanie zadania programowania liniowego, które jest następnie transformowane do rozwiązania rzeczywistego. Ostatnim krokiem jest wypełnienie w miarę możliwości pozostałych miejsc elementami z trzeciej grupy. Te elementy, których nie uda się pomieścić są pakowane algorytmem *Next-Fit*.

Asymptotyczny schemat aproksymacyjny:

*1. dla podanego oblicz wartości określające rozmiary elementów poszczególnych grup.*

*2. na podstawie obliczonych wartości dokonaj podziału elementów na 3 listy: , i .*

*3. zapakuj elementy listy stosując skrzynek (każdy element zostaje umieszczony w osobnej skrzynce).*

*4. na podstawie listy stwórz nową listę o mniejszej liczbie różnych rozmiarów elementów. Znajdź zapakowanie elementów tej listy, stosując programowanie liniowe. Przekształć uzyskane zapakowanie w zapakowanie listy .*

*5. dopóki to możliwe, umieszczaj kolejne elementy listy w wolnych miejscach w aktualnym rozwiązaniu.*

*6. pozostałe elementy zapakuj do nowych skrzynek stosując algorytm Next-Fit.*

Dodatkowe wyjaśnienie kroków pierwszego, drugiego i czwartego umieszczono w osobnych podrozdziałach 3.6.1. oraz 3.6.2.

Dla dowolnego złożoność czasowa to . Metoda gwarantuje uzyskanie rozwiązania o liczbie pudełek . Poniżej przedstawiono rezultaty uzyskane dla instancji testowej z rys. 3.1. dla różnych wartości parametru .



Rys. 3.12. Wynik działania asymptotycznego schematu aproksymacji dla



Rys. 3.13. Wynik działania asymptotycznego schematu aproksymacji dla



Rys. 3.14. Wynik działania asymptotycznego schematu aproksymacji dla

3.6.1. Podział elementów na listy

Podział listy elementów jest dokonywany na podstawie wartości obliczonych w korku pierwszym. Są one następujące: , . Do pierwszej listy  trafiają elementy mniejsze od . Następnie obliczana jest liczba podzbiorów (list) listy : . Kolejny krok, to obliczenie wartości jako -ty najmniejszy element . Na podstawie uzyskanych wartości tworzy się listy i :

3.6.2. Wykorzystanie programowania liniowego

Pierwszym krokiem jest uzyskanie stworzenie na podstawie listy nowej listy elementów (). Lista składa się z elementów , z których każdy występuje razy. Następnie tworzone są wszystkie możliwe sposoby zapakowania skrzynki za pomocą elementów nowej listy. Na tej podstawie tworzone są ograniczenia i funkcja celu dla *solvera* PL – minimalizacja liczby wykorzystanych sposobów zapakowania.

Otrzymany wynik może zawierać wartości nie będące liczbami całkowitymi (np. wykorzystaj pakowanie (1 raz drugi element oraz 2 piąte elementy) 1,5 razy. Z tego względu uzyskane wartości są zaokrąglane w dół (funkcja podłoga). Wykorzystujemy uzyskane w ten sposób pakowania a pozostałe elementy są pakowane algorytmem *Next-Fit*.

Przekształcenie uzyskanego w ten sposób rozwiązania (zapakowanie ) przekształca się w zapakowanie poprzez zastąpienie wartości poszczególnych elementów o rozmiarach oryginalnymi rozmiarami elementów z listy .

3.7. Algorytm następnego dopasowania z dodatkową optymalizacją

Poza implementacją znanych z literatury algorytmów rozwiązujących problem pakowania, zdecydowano się również na stworzenie własnej metody heurystycznej. Opracowany algorytm jest połączeniem dwóch wcześniej opisywanych rozwiązań – algorytmu *Next-Fit* oraz algorytmu dokładnego. Nazwano go *PBI* (ang. *Probably Best Improvement*) – przypuszczalnie najlepsza poprawa. W pierwszym etapie metody elementy są pakowane algorytmem następnego dopasowania. Następnie podejmowane są próby poprawienia uzyskanego rozwiązania. Procedura poprawy jest wywoływana maksymalnie razy, gdzie oznacza liczbę skrzynek rozwiązania uzyskanego w pierwszym etapie. Wynika to z tego, że algorytm *Next-Fit* w najgorszym wypadku zwróci rozwiązanie 2 razy gorsze od optymalnego – nie można więc zmniejszyć liczby skrzynek więcej niż dwukrotnie. Poza tym jeżeli w 3 kolejnych próbach nie uzyskano poprawy, algorytm jest przerywany.

Skrzynki, których wypełnienie próbuje się poprawić to:

* 3 skrzynki z największą ilością wolnego miejsca – teoretycznie ich zawartość najłatwiej będzie umieścić w innych skrzynkach,
* 3 skrzynki z największą liczbą elementów – największa liczba elementów oznacza, w przeciętnym przypadku, najmniejsze elementy – dają one najwięcej możliwości przenoszenia elementów poprzez nieznaczne zwiększenie wolnej przestrzeni
* 3 losowe skrzynki

Elementy z tak wybranych 9 skrzynek próbuje się zapakować algorytmem dokładnym.

Złożoność algorytmu to - w najgorszym przypadku rozwiązanie uzyskane przez *Next-Fit* będzie odpowiadało liczbie elementów, czyli . W takim wypadku liczba prób poprawienia wyniku może wynieść , co daje złożoność a więc kwadratową. Czas pojedynczej poprawy jest niezależny od rozmiaru instancji i można go uznać za wartość stałą. W stosunku do algorytmu *BFD* czasowo *PBI* wypada gorzej dla mniejszych instancji, gdzie poszukiwanie dokładnych rozwiązań ma znaczący wpływ na czas działania algorytmu. Wraz ze wzrostem liczby elementów algorytm zyskuje i jego czas działania jest krótszy od *BFD*.

Przeprowadzone testy wykazały, że błąd uzyskiwany przez *PBI* jest ok. 3 lub więcej razy mniejszy od błędu algorytmu *Next-Fit*. Jakość rozwiązań pogarsza się jednak wraz ze wzrostem liczby elementów – jest to spowodowane tym, że mniejsza część rozwiązania jest pakowana optymalnie.

Ze względu na sposób działania dla instancji z rysunku 3.1. po pierwszym kroku do poprawy wybrane zostaną wszystkie skrzynki. Działanie algorytmu będzie więc równoważne z uruchomieniem algorytmu dokładnego dla tej instancji. Otrzymane rozwiązanie jest więc optymalne.

4. IMPLEMENTACJA

4.1. Opis systemu

Aplikację *Bin Packing* zdecydowano się napisać jako standardową aplikację desktopową. Została ona napisana w całości w języku programowania C#, z wykorzystaniem platformy .NET w wersji 3.5. Interfejs oparto na technologii WPF (ang. *Windows Presentation Foundation*). Składa się on z głównego okna, udostępniającego większość funkcji oraz dodatkowych okienek pomocniczych, pozwalających na wprowadzenie dodatkowych informacji przez użytkownika (np. podczas otwierania pliku) i wyświetlających postęp oraz wynik obliczeń (prezentowanie sposobu działania algorytmów, wyświetlanie wyników eksperymentu obliczeniowego, itp.).

Wiele elementów systemu zdecydowano się zrealizować za pomocą własnych kontrolek. Dotyczy to m.in. wyświetlania wykresów, przedstawiających wyniki eksperymentu obliczeniowego, wyświetlania podglądu elementów i pudełek oraz kontrolek pozwalających na wybór koloru (np. wypełnienia pudełek). Główne przyczyny podjętej decyzji to brak dostępności odpowiednich kontrolek w bibliotece .NET. Kolejny powód, dotyczący w szczególności rysowania wykresów, to niewielka liczba skończonych (lub nadal rozwijanych), darmowych rozwiązań, oferujących potrzebną funkcjonalność oraz konieczność nauki wykorzystania wybranego rozwiązania, przy częstym braku przykładów i ubogiej dokumentacji technicznej.

4.1.1. Architektura

System składa się z dwóch głównych części. Pierwsza z nich to biblioteka DLL (ang. *Dynamic-Link Library*) zawierająca właściwą funkcjonalność związaną z algorytmami rozwiązującymi problem pakowania. Główne elementy biblioteki to:

* klasy bazowe (ang. *base*) – podstawowe klasy, reprezentujące pudełko, instancję problemu oraz algorytm (właściwości i metody występujące we wszystkich algorytmach, np. jak nazwa) i algorytm listowy (właściwości i metody występujące we wszystkich algorytmach, których sposób działania można prezentować, tj. w algorytmach listowych)
* dolne ograniczenia – implementacja dolnych ograniczeń dla zadanej instancji
* algorytmy – implementacje poszczególnych algorytmów
* eksperyment – klasy odpowiedzialne za przeprowadzanie eksperymentu obliczeniowego oraz klasy reprezentujące m.in. aktualny stan eksperymentu, jego parametry wejściowe, oraz wyjściowe (próbki danych), itp.
* generator danych – klasy, umożliwiające generowanie losowych elementów, spełniających wymagania co do zakresu rozmiarów elementów i rozkładu ich wartości

Drugą część systemu stanowi graficzny interfejs użytkownika – *GUI* (ang. *Graphical User Interface*). Składają się na niego:

* moduł wizualizacji – widok głównego okna programu oraz okna prezentujące algorytmy
* moduł eksperymentu – widok ustawień eksperymentu obliczeniowego w głównym oknie programu oraz okna wyświetlające informacje o postępie eksperymentu i jego wynik
* kontrolki – własne kontrolki, reprezentujące pojedynczy element, skrzynkę oraz wykres przedstawiający wyniki eksperymentu; korzystają z nich 2 poprzednie moduły
* okno odczytu pliku – okno umożliwiające wybór typu otwieranego pliku (zawierającego jedną lub wiele instancji problemu pakowania)

Architekturę systemu *Bin Packing* przedstawiono na rysunku 4.1.



Rys. 4.1. Architektura systemu

4.1.2. Wymagania funkcjonalne i pozafunkcjonalne

Przed systemem *Bin Packing* postawiono kilka wymagań dotyczących funkcjonalności. Najważniejsze z nich to implementacja wybranych algorytmów, w celu umożliwienia rozwiązywania instancji problemu pakowania oraz przeprowadzania eksperymentów obliczeniowych. Szczególnie ważna była implementacja heurystyk listowych. Kolejne z postawionych wymagań to implementacja dolnych ograniczeń umożliwiających oszacowanie jakości rezultatów osiąganych przez poszczególne algorytmy. System *Bin Packing* miał też umożliwiać prezentację zasady działania algorytmów listowych oraz wizualizację rozwiązań uzyskiwanych przez poszczególne algorytmy. Należało również umożliwić odczyt oraz zapis instancji problemu pakowania do pliku. Ważne było również udostępnienie możliwości przeprowadzenia eksperymentu obliczeniowego, polegającego na wykonywaniu obliczeń dla dużych zbiorów danych i porównaniu efektywności algorytmów oraz przedstawienie wyników eksperymentu w postaci wykresu – wraz z możliwością wyboru wyświetlanych parametrów i dodatkowych funkcji. Aby umożliwić powtórzenie eksperymentu obliczeniowego dla tych samych parametrów, należało umożliwić zapis oraz odczyt ustawień generatora danych dla eksperymentu z pliku. Dalszą analizę wyników miał umożliwić zapis wyników eksperymentu do pliku w formacie, który można by otworzyć np. w programie *Excel*.

Poza wymaganiami funkcjonalnymi zdefiniowano również wymagania pozafunkcjonalne. Biblioteka algorytmów *Bin Packing* miała być w założeniu prosta i intuicyjna w obsłudze. Wprowadzanie przykładowych instancji problemu pakowania powinno być proste i szybkie. Po wprowadzeniu danych użytkownik powinien mieć możliwość „natychmiastowego” wyświetlenia wyniku działania wybranego algorytmu. Przeprowadzenie eksperymentu obliczeniowego, w tym wprowadzenie jego parametrów, nie powinno sprawiać trudności również mniej doświadczonym uzytkownikom.

4.1.3. Wymagania sprzętowe i systemowe

W celu zapewnienia poprawności działania aplikacji, komputer użytkownika powinien spełniać następujące wymagania:

* komputer klasy PC
* system operacyjny Microsoft Windows XP lub nowszy
* przynajmniej 192 MB pamięci operacyjnej RAM
* karta graficzna z obsługą akceleracji sprzętowej.

W systemie musi być również zainstalowany komponent .NET framework w wersji 3.5.

4.2. Dokumentacja użytkownika

4.2.1. Główne okno aplikacji

Po uruchomieniu aplikacji użytkownikowi systemu *Bin Packing* prezentowane jest jej główne okno. Oparto je na jednej ze standardowych architektur interfejsu, często stosowanej w programach antywirusowych. Składa się ono z 2 głównych części. Pierwszą z nich stanowi menu (rys. 4.2. poz. 1.), udostępniające główne opcje systemu. Druga natomiast (rys. 4.2. poz. 2.) służy do wyświetlania szczegółowych opcji/ustawień dla aktualnie wybranej pozycji z menu głównego.



Rys. 4.2. Główne okno programu

Menu główne składa się z 4 pozycji. Pierwsza z nich („Wizualizacja”) udostępnia moduł wizualizacji. Druga („Ekspryment”) powoduje przejście do modułu eksperymentu obliczeniowego. Trzecia pozycja odpowiada za ustawienia parametrów konfiguracyjnych systemu, natomiast ostatnia – wyświetla podstawowe informacje o autorze programu.

4.2.2. Moduł wizualizacji

Moduł wizualizacji umożliwia prezentację działania algorytmów listowych krok po kroku oraz wyświetlenie wyników działania wszystkich algorytmów dostępnych w systemie dla pojedynczych instancji problemu pakowania. Na rysunku 4.3. przedstawiono widok modułu wizualizacji.



Rys. 4.3. Widok modułu wizualizacji

Wprowadzanie danych

W celu wyświetlenia wyniku działania lub prezentacji sposobu działania algorytmu dla instancji problemu pakowania należy tę instancję wprowadzić do programu. Można to zrobić na 3 sposoby. Pierwszym z nich jest pobranie instancji z pliku, drugim automatyczne wygenerowanie instancji, trzecim natomiast – ręczne wprowadzenie wielkości poszczególnych elementów i pudełka.

Aby pobrać instancję problemu pakowania z pliku należy kliknąć odpowiedni przycisk (rys. 4.3. poz. 1.) i wybrać plik za pomocą standardowego okna otwierania pliku. Następnie wyświetlone zostanie okno wyboru typu pliku (rys. 4.4.). Po jego lewej stronie (poz. 1.) wyświetlana jest zawartość pliku. W prawej części okna należy wybrać typ pliku za pomocą zakładek (poz. 2.) – obsługiwane są pliki zawierające pojedynczą instancję problemu pakowania, wiele instancji problemu lub też wiele instancji wraz z opisem grup. Poszczególne typy plików zostały opisane bardziej szczegółowo w podrozdziale 4.3.5. W przypadku pliku z pojedynczą instancją problemu pakowania należy podać kilka dodatkowych informacji nt. nagłówka (zawartości pierwszych dwóch linii pliku) – czy zawiera on liczbę elementów i/lub informację o rozmiarze pudełek. W przypadku braku tej drugiej informacji należy podać ją ręcznie w polu znajdującym się w dolnej części poz. 3. na rys. 4.4. Dla plików z wieloma instancjami należy kliknąć przycisk „Wybierz” i wybrać pojedynczą instancję z listy (rys. 4.5. poz. 1). Po kliknięciu przycisku „OK” okno zostanie zamknięte a wybrana instancja problemu załadowana i wyświetlona.



Rys. 4.4. Okno wyboru typu pliku



Rys. 4.5. Wybór pojedynczej instancji z pliku zawierającego wiele instancji problemu

Drugi sposób wprowadzenia danych do systemu *Bin Packing* to ich automatyczne wygenerowanie. Parametry generowanych danych należy wpisać do pól z rys. 4.3. poz. 2. a następnie wygenerować losowe dane (spełniające parametry) za pomocą jednego z 3 przycisków (rys. 4.3. poz. 3.). Każdy z nich generuje dane wg innego rozkładu (od lewej): jednostajnego, normalnego (Gaussa) oraz wykładniczego. Wygenerowane dane zostaną wyświetlone w polu rys. 4.3. poz. 4. Przyciski (rys. 4.3. poz. 3. i 5.) umożliwiają uzyskanie konkretnej kolejności elementów (od lewej): losowej (przetasowanie elementów), rosnącej oraz malejącej.

Ostatni, trzeci sposób utworzenia instancji problemu to ręczne wprowadzenie danych w polu 4.4.. Wprowadzone elementy muszą być liczbami całkowitymi – elementy nie spełniające tych warunków zostaną usunięte. Możliwa jest też edycja elementów uprzednio wygenerowanych bądź odczytanych z pliku. Umożliwia to zmianę rozmiarów pojedynczych elementów, itp.

Niezależnie od wybranej metody wprowadzenia danych, każda zmiana rozmiarów elementów spowoduje wyświetlenie podglądu uzyskanej w ten sposób instancji rys. 4.3. poz. 6., wraz z wartościami obliczonych dolnych ograniczeń i . Za pomocą przycisków rys. 4.3. poz. 7. można zwinąć podgląd lub zapisać instancję do pliku graficznego. Aby zapisać instancję do pliku, należy kliknąć przycisk z rys. 4.3. poz. 8. Spowoduje to wyświetlenie standardowego okna zapisu pliku, w którym należy wskazać lokalizację oraz nazwę pliku wyjściowego.

Przed rozpoczęciem prezentacji zasady działania algorytmów należy wybrać metody, które zostaną zaprezentowane. Prezentacja działania jest możliwa tylko dla algorytmów listowych (górny rząd w oknie na rys. 4.3.). Możliwy jest wybór kilku algorytmów – dla każdego z nich zostanie utworzone osobne okno. Aby rozpocząć prezentację (lub wyświetlić wynik działania algorytmu) należy kliknąć odpowiednio przycisk „Wizualizacja” lub „Wynik”.

Prezentacja sposobu działania algorytmu

W przypadku wybrania prezentacji sposobu działania algorytmu wyświetlone zostanie okno zaprezentowane na poniższym rysunku:



Rys. 4.6. Okno prezentacji działania algorytmu

W górnej części (rys. 4.6. poz. 1.) wyświetlany jest podgląd wszystkich elementów składających się na instancję problemu pakowania wraz z ich rozmiarami. Elementy, które już zostały wykorzystane są wyblakłe, natomiast aktualnie wybrany element pulsuje. Za pomocą przycisków na górnej belce możliwe jest zwinięcie podglądu lub zapisanie go do pliku graficznego.

W środkowej części umieszczono podgląd bieżącego stanu algorytmu. Aktualnie wybrana skrzynka pulsuje. Przycisk w lewym górnym rogu umożliwia zapis podglądu do pliku graficznego.

Do sterowania przebiegiem prezentacji służy panel znajdujący się w prawej części okna (rys. 4.6. poz. 2.). W jego górnej części umieszczono przyciski pozwalające wykonać następny krok algorytmu (przycisk „Dalej”) lub też przejść do końca algorytmu (przycisk „Do końca”). Poniżej przycisków wyświetlane są informacje dotyczące wykonywanych kroków.

Po zakończeniu algorytmu wyświetlone zostaną podstawowe statystyki dotyczące efektywności jego działania.

W przypadku wybrania wyświetlenia wyniku działania algorytmu (bez prezentacji sposobu działania) zostanie wyświetlone to samo okno (co w przypadku prezentacji) wraz ze statystykami, w tym dodatkową informacją nt. czasu działania algorytmu.

4.2.3. Moduł eksperymentu obliczeniowego

Moduł eksperymentu obliczeniowego służy do porównywania efektywności algorytmów wchodzących w skład biblioteki (lub badania pojedynczego algorytmu) dla zbiorów danych, o różnej charakterystyce. Możliwe jest również sprawdzenie działania algorytmów dla pojedynczej konkretnej instancji załadowanej z pliku. Widok modułu eksperymentu obliczeniowego przedstawiono na poniższym rysunku:

****

Rys. 4.7. Widok modułu eksperymentu obliczeniowego

Wprowadzanie parametrów eksperymentu

W przypadku testowania pojedynczej instancji załadowanej z pliku należy kliknąć przycisk rys. 4.7. poz. 1. i załadować plik w sposób analogiczny do ładowania instancji podczas prezentacji zasady działania algorytmów (patrz: punkt 4.2.2.1.). Następnie należy zaznaczyć opcję rys. 4.7. poz. 2..

Możliwe jest też generowanie danych testowych „na bieżąco”, w trakcie trwania eksperymentu. Parametry generatora należy podać w górnej części okna (rys. 4.7. poz. 3.). Pierwsza kolumna odpowiada za rozmiary generowanych instancji i liczbę powtórzeń obliczeń. Druga kolumna ustawień generatora odpowiada za rozmiar skrzynki i elementów. Będą one miały rozmiary z przedziału -, gdzie odpowiada rozmiarowi skrzynki pomnożonemu przez wartość wpisaną w polu 4., a rozmiarowi skrzynki pomnożonemu przez wartość wpisaną w polu 5. Najmniejsza wartość, jaką można wprowadzić do pola minimalnej wartości to , natomiast największa wartość pola maksymalnej wartości to . Ostatnia kolumna odpowiada za sposób losowania elementów (różne rozkłady prawdopodobieństwa). Dostępne rozkłady prawdopodobieństwa to rozkład jednostajny, normalny oraz wykładniczy. Możliwe jest wybranie kilku rozkładów jednocześnie – spowoduje to powtórzenie obliczeń dla każdego wybranego sposobu losowania rozmiarów elementów.

Niezależnie od wyspecyfikowanego źródła danych, przed rozpoczęciem eksperymentu należy jeszcze dokonać wyboru testowanych algorytmów za pomocą pól wyboru (rys. 4.7. poz. 6.), oraz ustalić czy elementy mają być sortowane wg rozmiarów czy nie. Możliwe jest nie sortowanie elementów (w takim wypadku ich kolejność pozostaje bez zmian) lub też sortowanie ich wg malejących lub rosnących rozmiarów. Tak jak w przypadku różnych rozkładów rozmiarów elementów możliwy jest wybór kilku opcji jednocześnie. Kliknięcie przycisku „Eksperyment” spowoduje wyświetlenie okna postępu przebiegu eksperymentu, które opisano w kolejnym punkcie.

Śledzenie przebiegu eksperymentu

Po uruchomieniu eksperymentu obliczeniowego program wyświetli okno postępu przebiegu eksperymentu. Przedstawiono je na rysunku 4.8. Wyświetla ono informacje o aktualnie uruchomionym algorytmie i danych, na których działa (rys. 4.8. poz. 1.) oraz pasek, przedstawiający całkowity postęp przebiegu eksperymentu. W celu rozpoczęcia obliczeń należy kliknąć przycisk „Start”. Kliknięcie przycisku „Przerwij” w trakcie eksperymentu spowoduje jego przerwanie i powrót do głównego okna programu.



Rys. 4.8. Okno przebiegu eksperymentu

Wyświetlanie wyników działania eksperymentu

Po zakończeniu eksperymentu wyświetlane jest okno prezentujące wyniki:



Rys. 4.9. Okno prezentujące wyniki eksperymentu

Jest ono podzielone na 4 części. W centralnej części okna (rys. 4.9. poz. 1.) wyświetlany jest wykres, przedstawiający wyniki dla wybranych parametrów. Jest on automatycznie skalowany w zależności od dostępnej przestrzeni. Konkretne wartości aktualnie prezentowanych danych są wyświetlane w postaci etykiet – w przypadku odpowiedniej ilości miejsca. Możliwe jest też sprawdzenie wartości poprzez najechanie kursorem myszy na wybrany słupek (na wykresie słupkowym) bądź też punkt (na wykresie liniowym i punktowym).

Wyboru parametrów wykresu dokonuje się za pomocą list wyboru oraz przycisków w górnej części okna (rys. 4.9. poz. 2.). Pierwsza lista (poz. 3.) pozwala na wybór wyników pogrupowanych wg algorytmów, rozkładów danych czy sposobu sortowania danych. Możliwy jest też wybór grupowania wg par: algorytm algorytm/rozkład, algorytm/sortowanie, rozkład/sortowanie. Pozwala to na zbadanie wpływy danych wejściowych na wyniki uzyskiwane przez zbiór algorytmów, itp. Druga lista wyboru (poz. 4.) umożliwia wybór konkretnego parametru oceny:

* czas działania algorytmu
* jakość rozwiązania wyrażona liczbą otwartych pudełek
* oszacowanie jakości – obliczane jako:
* oszacowanie błędu – obliczane jako:

Za pomocą przycisku (rys. 4.9. poz. 5.) możliwa jest zmiana typu wykresu na słupkowy, liniowy lub punktowy. Przycisk (poz. 6.) służy do zmiany skali (oś ) na liniową lub logarytmiczną. Ostatni przycisk umożliwia zapis wykresu do pliku graficznego w jednym z popularnych formatów.

W prawej części okna wyświetlana jest legenda. Umożliwia ona wybór serii danych wyświetlanych na wykresie i w tabeli. W zależności od wybranego parametru oceny (rys. 4.9. poz. 4.) możliwy jest również wybór kilku podstawowych funkcji obrazujących złożoność lub linii obrazujących poziom błędów heurystyk. W prawej górnej części legendy umieszczono również przycisk służący do jej zwijania.

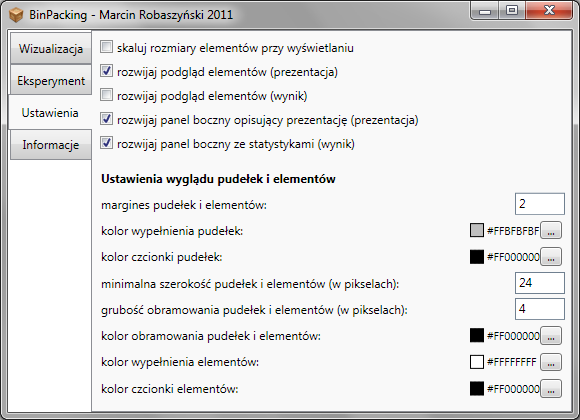
W dolnej części okna znajduje się tabela prezentująca wyniki w postaci liczbowej. Podobnie jak w przypadku legendy, możliwe jest jej zwinięcie. Przyciski w prawej części służą do zapisu tabeli do pliku graficznego bądź też pliku przecinkowego (rozszerzenie .csv), który można otworzyć np. w programie Excel.

4.2.4. Konfiguracja programu

W oknie ustawień (rys. 4.10.) możliwe jest wybranie kilku podstawowych opcji programu:

* *skaluj rozmiary elementów przy wyświetlaniu* – w przypadku wybrania tej opcji rozmiary elementów przy wyświetlaniu będą skalowane (tak aby wielkość skrzynki odpowiadała wartości 1)
* *rozwijaj podgląd elementów (prezentacja)* – opcja określa czy po uruchomieniu prezentacji podgląd elementów ma być domyślnie rozwinięty
* *rozwijaj podgląd elementów (wynik)* – opcja o działaniu analogicznym do poprzedniej, jednak dla trybu wyświetlania wyniku
* *rozwijaj panel boczny opisujący prezentację (prezentacja)* – określa czy panel boczny opisujący aktualne kroki algorytmu (w trybie prezentacji) ma być domyślnie rozwinięty
* *rozwijaj panel boczny ze statystykami (wynik)* – opcja o działaniu analogicznym do poprzedniej, dotycząca jednak panelu bocznego w trybie wyświetlania wyniku

Ponadto, w dolnej części okna umieszczono grupę kontrolek (*Ustawienia wyglądu pudełek i elementów*), pozwalającą dostosować wygląd pudełek i elementów. Możliwa jest zmiana kolorów wypełnienia i obramowania oraz rozmiarów (szerokości) pudełek i elementów.



Rys. 4.10. Główne okno programu – ustawienia

4.3. Dokumentacja techniczna

W tym podrozdziale skupiono się na opisie struktury klas głównych elementów biblioteki *Bin Packing*. Są to kolejno: klasy bazowe (opisujące podstawowe obiekty w problemie pakowania), klasy związane z algorytmami (oraz możliwością ich prezentacji), a także klasy powiązane z generatorem danych i eksperymentem. Na końcu opisano obsługiwane typy plików.

4.3.1. Struktura klas – instancja problemu, skrzynka, element

Do opisu problemu pakowania potrzebne są 2 główne obiekty: element oraz pudełko. W stworzonym systemie każdy element jest reprezentowany jako pojedyncza (dodatnia) liczba całkowita. Pudełko jest natomiast reprezentowane przez osobną klasę. Klasa *Bin*, reprezentująca pudełko zawiera listę elementów, które w niej umieszczono oraz rozmiar pudełka (właściwość *Size*). Utworzono również 2 metody pomocnicze: dodającą element do pudełka – *Insert()* i obliczającą pozostałe wolne miejsce w pudełku – *FreeSpace()*.

W trakcie działania algorytmu otrzymywane są rozwiązania częściowe. W celu ich przechowywania utworzono klasę *Instance*. Poza przechowywaniem aktualnego rozwiązania zawiera ona również informacje nt. instancji problemu. Opis instancji składa się z nazwy, rozmiaru pudełka oraz listy elementów. Aktualne rozwiązanie jest reprezentowane przez listę obiektów typu *Bin*. Na początku działania algorytmu lista ta jest pusta. Klasy *Bin* i *Instance* przedstawiono na poniższym rysunku:



Rys. 4.11. Klasy bazowe

4.3.2. Struktura klas – algorytmy

Algorytmy są reprezentowane poprzez klasy dziedziczące po jednej z dwóch abstrakcyjnych klas – *BaseAlgorithm* lub *ListAlgorithm*.

Pierwsza z nich reprezentuje każdy algorytm i zawiera nazwę algorytmu, wynik działania oraz metodę *Execute()*, wykonującą właściwe obliczenia.

Druga klasa dziedziczy po pierwszej i reprezentuje algorytmy, dla których można przeprowadzać prezentację sposobu działania. Zdecydowano się na rozwiązanie wykorzystujące po jednej implementacji każdego algorytmu (zamiast tworzenia osobnych wersji kodu dla prezentacji sposobu działania i obliczeń podczas eksperymentu). Z tego względu klasa *ListAlgorithm* została rozbudowana o pola *IsPresentation* oraz *IsWaiting* – określają one, odpowiednio, czy algorytm działa w trybie prezentacji i czy znajduje się w trybie oczekiwania. Do zatrzymywania działania algorytmu służy metoda *Wait()*. Czeka ona na zmianę *IsWaiting* (np. na skutek kliknięcia przycisku „Dalej” przez użytkownika). Pola *Message*, *PrevSelectedBin*, *SelectedBin*, *SelectedElement* odpowiadają za wyświetlaną podczas prezentacji sposobu działania algorytmu wiadomość (informację) oraz za element i skrzynkę, które należy zaznaczyć jako aktualnie rozważane przez algorytm. Rys. 4.12. przedstawia klasy *BaseAlgorithm* oraz *ListAlgorithm*.



Rys. 4.12. Klasy reprezentujące algorytmy

4.3.3. Struktura klas – generator

Do generowania danych wykorzystywane są 2 klasy, które przedstawiono na rys. 4.14.

Klasa *Probability* zawiera metody zwracające pojedyncze liczby zmiennoprzecinkowe (typ *double*), o różnych rozkładach losowych.

Generowanie list elementów odbywa się za pomocą metod klasy *Generator*. Metoda *GenerateData()* zwraca listę elementów o podanej liczebności, wartościach mieszczących się w zadanym zakresie oraz o zadanym rozkładzie. Metoda *GetElementsWithSorting()* pozwala uzyskać elementy posortowane w różny sposób.



Rys.4.13.Klasy generujące dane

4.3.4. Struktura klas – eksperyment

Największa liczba klas powiązana jest z eksperymentem – przedstawiono je na rys. 4.15.

Za obliczenia odpowiadają metody *DoWorkFile()* i *DoWorkGenerator()* klasy *Worker*. Pierwsza obsługuje eksperyment z jedną instancją załadowaną z pliku; druga eksperyment z danymi z generatora (generowanymi podczas eksperymentu).

Niezależnie od źródła danych, do eksperymentu zostają przekazane jego parametry w postaci obiektu typu *ExpParams*. Klasa *ExpParamsFile* odpowiada za ustawienia generatora zapisywane w pliku. *ExpParams*,która po niej dziedziczy, dodaje tylko algorytmy w postaci referencji (pole *Algs*) na podstawie pola *Algorithms*.

Klasa *ExpInstance* dodaje do instancji informację o rozkładzie elementów i jest wykorzystywana wewnątrz eksperymentu i przy ładowaniu plików.

Klasa *ExpState* opisuje aktualny stan eksperymentu czyli podaje informacje o aktualnie uruchomionym algorytmie, sortowaniu, liczbie elementów, itp. Zawiera też numer próbki, co pozwala na określenie postępu eksperymentu oraz na późniejsze obliczanie uśrednionych wyników.

Wyniki eksperymentu są reprezentowane poprzez klasę *ExpResult*, zawierającą parametry eksperymentu oraz zebrane próbki w postaci obiektów klasy *Sample*. Każda próbka przechowuj informacje nt. stanu eksperymentu oraz właściwe dane takie jak czas obliczeń czy oszacowanie jakości rozwiązania.



Rys. 4.14. Struktura klas wykorzystywanych w eksperymencie

4.3.5. Obsługiwane formaty plików

System *Bin Packing* umożliwia odczyt kilku najpopularniejszych typów plików, zawierających instancje problemu pakowania. Poniżej opisano każdy z nich. Na końcu znajduje się informacja o formacie zapisywanych plików.

**Prosty plik z pojedynczą instancją**

Pierwszy i zarazem najprostszy plik składa się tylko z pojedynczych liczb znajdujących się w kolejnych linijkach. Pierwsze dwie linie mogą (ale nie muszą zawierać wielkość pudełka i/lub liczbę elementów). W przypadku nie podania wielkości pudełka użytkownik wprowadza ją ręcznie. Brak informacji o liczbie elementów powoduje odczytanie pliku do końca (wczytanie wszystkich elementów). Pozostałe linie zawierają rozmiary poszczególnych elementów. Poniżej przedstawiono strukturę pliku (elementy w nawiasach kwadratowych są opcjonalne):

[wielkość\_pudełka]

[liczba\_elementów]

element\_1

element\_2

...

element\_n

oznacza liczbę elementów.

**Plik z wieloma instancjami**

Drugi obsługiwany typ pliku może zawierać wiele instancji problemu pakowania. W pierwszej linii znajduje się liczba określająca liczbę instancji. W dalszej części pliku zapisane są kolejne instancje.

Pierwsza linia opisu instancji zawiera jej nazwę. W drugiej znajdują się wartości (rozdzielone dowolną liczbą spacji lub tabulatorów) określające: wielkość pudełka, liczbę elementów, wartość najlepszego znanego rozwiązania (ta wartość jest ignorowana). Kolejne linie zawierają rozmiary elementów (po jednym w każdej linii). Przedstawiono to poniżej (wcięcia dodano w celu zwiększenia czytelności):

liczba\_instancji

nazwa\_instancji\_1

wielkość\_pudełka\_1 liczba\_elementów\_1 [najlepsze\_znane\_rozw\_1]

element\_1\_1

element\_1\_2

...

element\_1\_n

nazwa\_instancji\_2

wielkość\_pudełka\_2 liczba\_elementów\_2 [najlepsze\_znane\_rozw\_2]

element\_2\_1

element\_2\_2

...

element\_2\_n

...

nazwa\_instancji\_m

wielkość\_pudełka\_m liczba\_elementów\_m [najlepsze\_znane\_rozw\_m]

element\_m\_1

element\_m\_2

...

element\_m\_n

oznacza liczbę instancji, natomiast - liczbę elementów w instancji.

**Plik z wieloma instancjami z opisem grup elementów**

Ostatni typ pliku również może zawierać wiele instancji. Nie zawiera on informacji o ich liczbie – składa się tylko z kolejnych opisów pojedynczych problemów. Każdy z nich zawiera w pierwszej linii nazwę. Druga linia określa liczbę rozmiarów elementów (nie muszą to być różne rozmiary). Następne linie zawierają po 2 wartości, oddzielone dowolną liczbą spacji bądź tabulatorów, określające kolejno: rozmiar elementu oraz liczbę elementów o podanym rozmiarze. Schemat pliku znajduje się poniżej:

nazwa\_instancji\_1

liczba\_rozmiarów\_1

wielkość\_skrzynki\_1

rozmiar\_elem\_1\_1 liczba\_elem\_1\_1

rozmiar\_elem\_1\_2 liczba\_elem\_1\_2

...

rozmiar\_elem\_1\_n liczba\_elem\_1\_n

nazwa\_instancji\_2

liczba\_rozmiarów\_2

wielkość\_skrzynki\_2

rozmiar\_elem\_2\_1 liczba\_elem\_2\_1

rozmiar\_elem\_2\_2 liczba\_elem\_2\_2

...

rozmiar\_elem\_2\_n liczba\_elem\_2\_n

...

nazwa\_instancji\_m

liczba\_rozmiarów\_m

wielkość\_skrzynki\_m

rozmiar\_elem\_m\_1 liczba\_elem\_m\_1

rozmiar\_elem\_m\_2 liczba\_elem\_m\_2

...

rozmiar\_elem\_m\_n liczba\_elem\_m\_n

W tym przypadku ponownie określa liczbę instancji problemu pakowania, natomiast liczbę par (rozmiar elementu – liczba elementów o podanym rozmiarze) w instancji.

**Format zapisywanych plików**

Poza odczytem danych możliwy jest również zapis instancji w pierwszym z opisanych powyżej formatów. W pierwszej linii zapisywana jest wielkość pudełka, w drugiej liczba elementów a w następnych kolejne elementy.

5. EKSPERYMENT OBLICZENIOWY

Eksperyment obliczeniowy został podzielony na 3 główne części. W pierwszej testowane były algorytmy listowe. W osobnym podrozdziale pokazano również wpływ charakterystyki danych wejściowych na wyniki. Druga część skupia się na asymptotycznym schemacie aproksymacyjnym – czasie jego działania i jakości uzyskiwanych rozwiązań, w zależności od parametru . W kolejnym podrozdziale porównano algorytmy „niestandardowe” (asymptotyczny schemat aproksymacyjny, algorytm redukcji i *PBI*) z dwoma algorytmami listowymi: dającym najlepsze rezultaty – *Best-Fit Decreasing* i najszybszym – *Next-Fit*.

Ze względu na złożoność w eksperymentach pominięto algorytm dokładny. Przeprowadzone testy wykazały, że możliwe jest rozwiązywanie niektórych instancji liczących nawet kilkaset elementów. Z drugiej strony jednak w niektórych przypadkach kilkadziesiąt elementów wystarczy, aby wydłużyć czas obliczeń do kilku godzin co stawia pod znakiem zapytania stosowanie tego algorytmu w ogóle (oprócz sytuacji, gdy rozwiązanie optymalne jest wymagane).

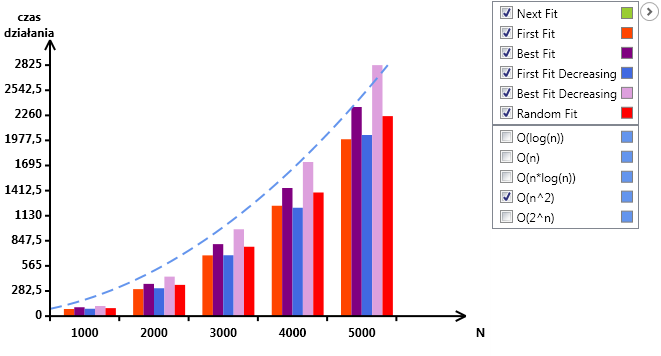
5.1. Heurystyki listowe

Algorytmy listowe testowano dla następujących parametrów:

|  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| **od-do (krok)** | **rozkłady danych** | **sortowanie elementów** | **rozmiar skrzynki** | **rozmiar elementów** | **powtórzenia** |
| 1000-5000 (1000) | normalny  jednostajny  wykładniczy | brak  rosnąco  malejąco | 100 | 1-100 | 4 |

Tab. 5.1. Parametry eksperymentu testującego heurystyki listowe

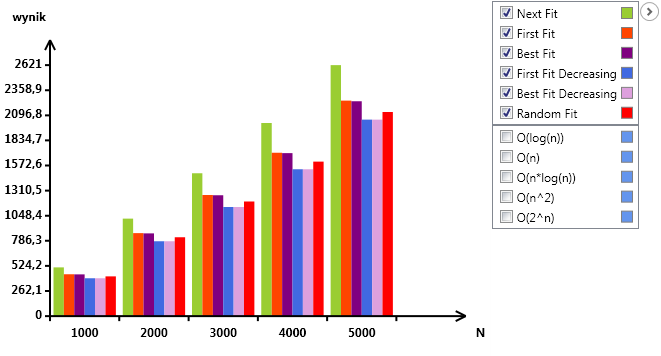
Na pierwszym wykresie (rys. 5.2.) przedstawiono średni czas działania poszczególnych algorytmów. W celu ułatwienia analizy wyświetlono również linię obrazującą złożoność obliczeniową . Łatwo zauważyć, że czasy obliczeń dla każdego z algorytmów nie rosną szybciej niż ta linia – potwierdza to ich złożoność czasową, przedstawioną w rozdziale 3. Wykres pozwala również zauważyć, że czasy obliczeń dla algorytmu *Next-Fit* są bardzo małe – z tego powodu nie są widoczne na wykresie.



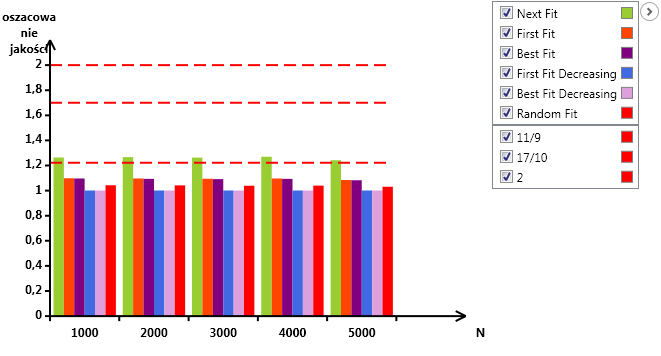
Rys. 5.2. Czas działania algorytmów listowych (w ms)

Kolejne wykresy skupiają się na pokazaniu jakości rozwiązań. Pierwszy z nich (rys. 5.3.) przedstawia wyniki (liczbę skrzynek) uzyskane przez poszczególne algorytmy. Już na pierwszy rzut oka widać, że najsłabiej wypada algorytm *Next-Fit*, co jest zgodne z przewidywaniami. Znacznie lepiej sprawdzają się pozostałe algorytmy. Wyniki algorytmów *First-Fit* i *Best-Fit* są porównywalne ze sobą zarówno w wersji z sortowaniem elementów w instancjach wejściowych jak i bez. Dobre wyniki uzyskuje również algorytm *Random-Fit* – wynika to z zastosowanej strategii, dodającej nowe skrzynki tylko wtedy, gdy jest to konieczne.

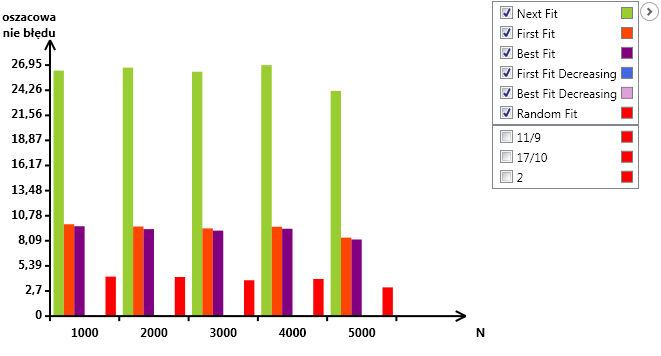
Drugi z wykresów (rys. 5.4.) prezentuje oszacowanie jakości rozwiązań generowanych przez algorytmy – im jego wartość jest bliższa , tym lepiej. Dodatkowo wyświetlone zostały linie oszacowania asymptotycznego: , , . Jak widać, algorytmy *FFD* i *BFD* znajdują rozwiązanie bardzo bliskie pożądanej wartości, co potwierdza również trzeci wykres, na którym umieszczono oszacowanie błędu. Określa ono o ile procent uzyskane rozwiązanie jest większe od wartości dolnego ograniczenia. Wartości dla wspomnianych algorytmów nie są widoczne ze względu na niewielką różnicę (lub jej brak) oraz duże rozmiary instancji – różnica na poziomie kilku skrzynek nie jest zauważalna.



Rys. 5.3. Wyniki algorytmów listowych



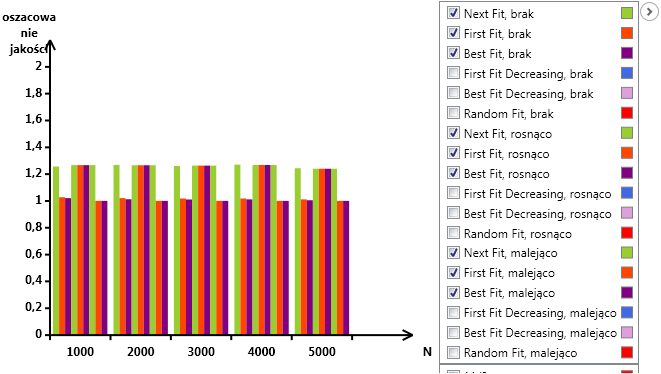
Rys. 5.4.Oszacowanie jakości algorytmów listowych



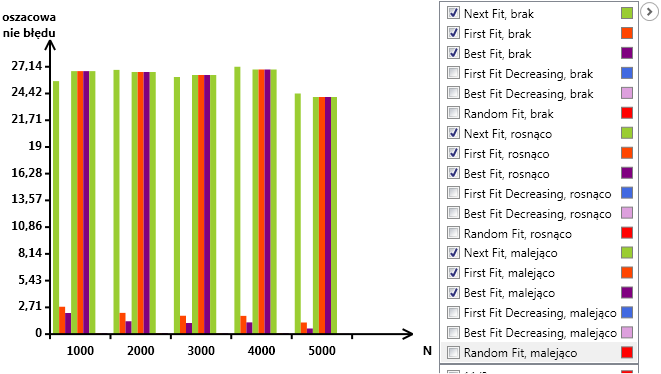
Rys. 5.5.Oszacowanie błędu algorytmów listowych (w %)

5.1.1. Wpływ danych na efektywność algorytmów

W tym podrozdziale skupiono się na wpływie charakterystyki danych wejściowych na uzyskiwane wyniki. Wykorzystane zostały te same wyniki co w poprzednim rozdziale – nie podawano ręcznie zakresu rozmiarów elementów w generatorze. Zamiast tego skupiono się na rozkładzie elementów oraz sposobie ich sortowania w instancji wejściowej. Pominięte zostały wyniki działania algorytmów, dla których kolejność elementów nie ma znaczenia: *Random-Fit*, *First-Fit Decreasing* oraz *Best-Fit Decreasing*.



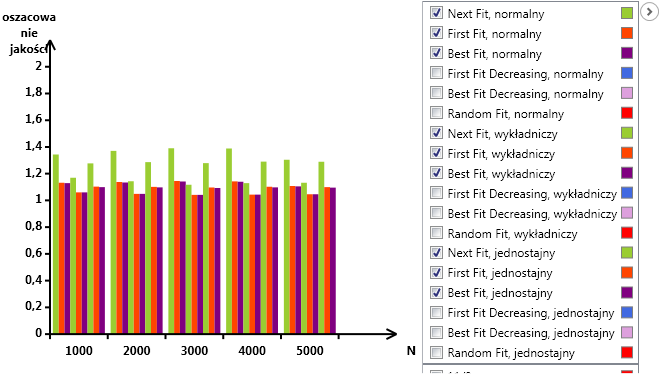
Rys. 5.6.Oszacowanie jakości w zależności od sortowania elementów w instancji



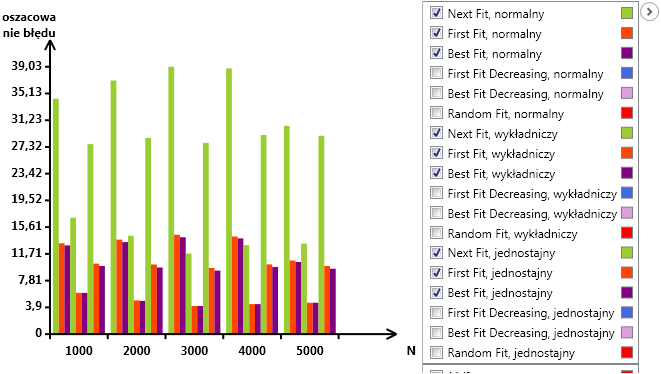
Rys. 5.7.Oszacowanie błędu w zależności od sortowania elementów (w %)

Powyższe wykresy (rys. 5.6. i 5.7.) przedstawiają odpowiednio średnie oszacowanie jakości oraz błędu dla danych posortowanych (lub nie) dla poszczególnych algorytmów. W przypadku algorytmu *Next-Fit* większe znaczenie na jakość uzyskiwanych rozwiązań ma sam fakt posortowania elementów niż to, czy zostały posortowane rosnąco czy malejąco. Zupełnie inaczej jest w przypadku algorytmów *First-Fit* i *Best-Fit* – oba algorytmy dobrze sobie radzą w przypadku gdy elementy są nieuporządkowane. Z tego powodu posortowanie elementów malejąco nie powoduje już znacznej poprawy wyników. Posortowanie elementów rosnąco powoduje natomiast znaczne pogorszenie jakości uzyskiwanych rozwiązań.

Jak się okazuje, istotnym czynnikiem wpływającym na jakość uzyskanego rozwiązania jest rozkład wielkości elementów. Algorytmy najlepiej sobie radzą z danymi o rozkładzie wykładniczym. Jest to zrozumiałe, ponieważ w takim wypadku mamy niewiele większych elementów i dużo małych, których zapakowanie jest o wiele prostsze. O wiele gorzej jest w przypadku rozkładów jednostajnego i normalnego. W tym drugim przypadku jest najwięcej większych elementów, co utrudnia ich zapakowanie w optymalny sposób. Przedstawiono to na poniższych wykresach. Na pierwszym z nich (rys. 5.8.) zaprezentowano oszacowanie jakości; na drugim (rys. 5.9.) – oszacowanie błędu.



Rys. 5.8.Oszacowanie jakości w zależności od rozkładu elementów



Rys. 5.9.Oszacowanie błędu w zależności od rozkładu elementów (w %)

5.2. Asymptotyczny schemat aproksymacyjny

Ze względu na szybkość działania algorytm ten został przetestowany dla znacznie większych zbiorów danych niż algorytmy listowe. Głównym celem eksperymentu było zbadanie wpływu występującego w tej metodzie parametru na czas obliczeń i jakość rozwiązania. Stworzony system nie pozwala na przeprowadzenie eksperymentu dla różnych jednocześnie. Zamiast tego obliczenia przeprowadzono osobno dla każdej badanej wartości parametru a następnie eksportowano wyniki do programu Excel w celu dalszej obróbki. Z tego powodu wykresy pochodzą z tej aplikacji, a nie z systemu *Bin Packing* opisywanego w tej pracy.

Porównanie wyników *AAS* dla różnych wartości jest wiarygodne mimo wykorzystania innych zbiorów instancji wejściowych ze względu na wielokrotne powtórzenie eksperymentu i wykorzystanie instancji o dużych rozmiarach.

W tabeli 5.10. zebrano parametry przeprowadzonego w ramach badań eksperymentu. Pierwotnie planowano również test dla - powodowało to jednak znaczny wzrost liczby możliwych sposobów wypełnienia skrzynki, co skutkowało kończeniem się wolnej pamięci operacyjnej.

|  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| **od-do (krok)** | **rozkłady danych** | **sortowanie elementów** | **rozmiar skrzynki** | **rozmiar elementów** | **powtórzenia** |  |
| 1000-20000 (1000) | normalny  jednostajny  wykładniczy | brak  rosnąco  malejąco | 100 | 1-100 | 4 | 0,15  0,2  0,33  0,5 |

Tab. 5.10. Parametry eksperymentu testującego schemat aproksymacyjny

Rys. 5.11. Oszacowanie błędu w zależności od (w %)

Powyższy rysunek przedstawia oszacowanie błędu dla różnych wartości - zmniejszanie wartości parametru powoduje poprawę uzyskiwanych rozwiązań i to znaczną. Wraz ze wzrostem dokładności czas obliczeń znacznie wzrasta. Jest to widoczne na poniższym rysunku, przedstawiającym czas obliczeń, gdzie nieznaczne zmniejszenie z do spowodowało „skok” czasu obliczeń:

Rys. 5.12. Czas obliczeń w zależności od (w ms)

5.3. Porównanie różnych typów algorytmów

Ze względu na długi czas działania jednego z algorytmów, w ostatnim eksperymencie generowane instancje testowe były mniejsze niż omówione poprzednio. Bazując na wcześniejszym eksperymencie dla schematu aproksymacyjnego przyjęto wartość .

|  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| **od-do (krok)** | **rozkłady danych** | **sortowanie elementów** | **rozmiar skrzynki** | **rozmiar elementów** | **powtórzenia** |
| 100-500 (100) | normalny  jednostajny  wykładniczy | brak  rosnąco  malejąco | 100 | 1-100 | 4 |

Tab. 5.13. Parametry eksperymentu testującego różne typy algorytmów

Wspomnianym czasochłonnym algorytmem był algorytm redukcji – czas jego działania wzrastał bardzo szybko wraz ze wzrostem liczby elementów, co pokazuje wykres na rys. 5.14. Jest to spowodowane dużą złożonością obliczeniową , wspomnianą w rozdziale o algorytmach. Czas obliczeń dla pozostałych algorytmów był znacznie krótszy – na wykresie widoczne są jeszcze tylko czasy dla algorytmu *PBI*.



Rys. 5.14.Czas obliczeń algorytmów (w ms)



Rys. 5.15.Wyniki uzyskane przez algorytmy



Rys. 5.16.Oszacowanie błędu algorytmów (w %)

Na dwóch kolejnych wykresach (rys. 5.15. i 5.16.) widoczne są różnice w jakości uzyskiwanych rozwiązań. Zdecydowanie najlepiej wypadają tutaj *BFD* oraz algorytm redukcji. Całkiem dobre wyniki osiąga zaproponowany algorytm, *PBI*. Biorąc jednak pod uwagę czas obliczeń (lub dokładność) lepszym wyborem okazuje się schemat aproksymacyjny uzyskujący podobne wyniki w znacznie krótszym czasie bądź też wspomniany *BFD*, który czasowo jest niewiele gorszy, ale osiąga znacznie lepsze rezultaty. Algorytm *Next-Fit* zdaje się mieć zastosowanie głównie dla bardzo dużych instancji, dla których obliczenia związane z asymptotycznym schematem aproksymacyjnym będą trwały zbyt długo lub będą wymagały zbyt dużej ilości pamięci.

6. PODSUMOWANIE

W opracowanym systemie *Bin Packing* udało się osiągnąć w zasadzie wszystkie z postawionych zadań. Udało się zaimplementować zarówno najbardziej znane, proste algorytmy jak i kilka bardziej skomplikowanych – w tym korzystający z programowania liniowego asymptotyczny schemat aproksymacyjny.

Zagwarantowano również możliwość prostego i szybkiego generowania instancji problemu o zadanych parametrach. Elementy mogą być losowane z różnymi rozkładami wielkości elementów. Umożliwiono również odczyt plików w kilku najczęściej spotykanych formatach, w tym tych zawierających wiele instancji problemu. Poza obliczaniem wyniku i jego wyświetlaniem możliwe jest również prześledzenie sposobu działania najbardziej znanych algorytmów.

Za pomocą systemu *Bin Packing* możliwa jest również analiza i porównywanie ze sobą algorytmów. Umożliwia to moduł eksperymentu obliczeniowego, w którym zawarto generator danych, dający możliwość generowania danych testowych spełniających określone warunki. Wyniki eksperymentu prezentowane są w postaci wykresów i/lub tabel. W zależności od potrzeb można skorzystać ze skali logarytmicznej oraz z różnych typów wykresu. Poza porównaniem algorytmów umożliwiono również badanie wpływu rozkładu danych bądź sortowania elementów w instancji na wyniki algorytmów. Uzyskane rezultaty można wyeksportować do zewnętrznego pliku, możliwego do odczytania np. za pomocą programu Excel.

Aby móc lepiej wykorzystać program dano użytkownikowi możliwość zapisania wielu elementów do pliku graficznego. Dotyczy to m.in. podglądu elementów, wykresów, tabel, wyników działania.

Wprowadzono również kilka usprawnień, ułatwiających pracę z programem. Pierwsze to zapamiętywanie większości wprowadzonych parametrów konfiguracyjnych – dzięki temu przy następnym uruchomieniu programu możliwe jest szybkie wznowienie pracy. Dodatkowo wiele elementów interfejsu można zwinąć, dzięki czemu nie zajmują niepotrzebnie miejsca na ekranie.

Prace nad programem pozwoliły autorowi powiększyć wiedzę nt. technologii *WPF* oraz platformy *.NET*. Dotyczy to w szczególności rysowania, wykorzystania grupowania w zapytaniach *LINQ* oraz wykorzystywania wielowątkowości.

Jeżeli chodzi o sam problem pakowania, to warto zauważyć, ze pomimo jego dużej złożoności istnieje wiele algorytmów, które znajdują rozwiązania bardzo zbliżone do optymalnego. Najlepszym przykładem są algorytmy *First-Fit Decreasing*, *Best-Fit Decreasing*, których złożoność obliczeniowa (kwadratowa w najpopularniejszej implementacji) pozwala na stosowanie ich do nawet naprawdę dużych problemów. Poza tym są one bardzo proste, a jakość uzyskiwanych przez nie rozwiązań w większości przypadków jest bliska wartości optymalnej i powinna okazać się wystarczająca w wielu zastosowaniach. Algorytmy listowe typu *on-line* osiągają z reguły wyniki gorsze. Ich praktyczne zastosowanie ogranicza się do przypadków, w których nigdy nie będą znane wszystkie elementy jednocześnie. O ile szybkość działania nie jest najważniejsza, w takim wypadku lepiej wykorzystać algorytm *First-Fit* lub *Best-Fit*, które pozwalają uzyskać lepsze wyniki.

Bardzo dobrym algorytmem okazał się zaprezentowany asymptotyczny schemat aproksymacyjny. Jego główne atuty to duża szybkość działania oraz możliwość określenia pożądanej jakości uzyskiwanych rozwiązań. Trzeba jednak pamiętać, że wykorzystuje on programowanie liniowe, którego implementacja w niektórych przypadkach może być bardzo trudna bądź też niemożliwa.

Pozostałe algorytmy wypadają gorzej od poprzedników. Algorytm dokładny zwraca optymalne rozwiązania, jednak czas jego działania praktycznie wyklucza zastosowanie go w nawet niewielkich problemach. Algorytm redukcji oferuje bardzo dobre wyniki, jednak są one gorsze od wyników uzyskiwanych przez metodę *Best-Fit Decreasing*, a czas jego działania jest znacznie dłuższy. Z kolei algorytm *Next-Fit* z dodatkową optymalizacją działa w czasie porównywalnym, ale uzyskuje znacznie gorsze wyniki.

LITERATURA

|  |  |
| --- | --- |
| [BŁAŻ 1982] | Błażewicz J., Badania operacyjne dla informatyków.  Politechnika Poznańska, Poznań, 1982 |
| [BŁAŻ 1988] | Błażewicz J., Złożoność obliczeniowa problemów kombinatorycznych.  WNT, Warszawa, 1988 |
| [EILO 1971] | Eilon S., Christofides N., The loading problem, Management Science 17, 1971, s. 259-267 |
| [FERN 1981] | Fernandez de la Vega W., Lueker G.S., Bin packing can be solved within in linear time, w: Combinatorica 1, 1981, s. 349-355 |
| [FUKA 2007] | Fukanaga A.S., Korf R.E., Bin completion algorithms for multicontainer packing, knapsack, and covering problems, Journal of Artificial Intelligence Research 28, 2007, s. 393-429 |
| [GARE 1979] | Garey M.R., Johnson D.S., Computers and intractability: a guide to the theory of NP-completeness  Freeman, San Francisco, 1979 |
| [KORT 2000] | Korte B., Vygen J., Combinatorial optimization. Theory and algorithms.  Springer, Berlin, 2000 |
| [MART 1990] | Martello S., Toth P., Knapsack problems. Algorithms and computer implementations.  Wiley, New York, 1990 |
| [MING 2008] | Ming-Yang K. (Ed.), Encyclopedia of Algorithms.  Springer, New York, 2008 |
| [PAPA 1982] | Papadimitriou C.H, Steiglitz K., Combinatorial Optimization.  Prentice-Hall, Englewood Cliffs, NJ, 1982 |

ZAŁĄCZNIKI

* płyta z programem, instalatorem, kodem źródłowym i pracą w wersji elektronicznej.