

Rapport du TP OPTIMISATION Pt.1:
Methodes Exactes

BACHI Yasmine (CdE) SAADI Fatma Zohra Khaoula
NOUALI Sarah MOUSSAOUI Meroua
MIHOUBI Lamia Zohra

30 avril 2020

Table des matières

Introduction	3
1 Présentation du Problème de Bin Packing (BPP)	4
1.1 Domaines d'Application :	4
1.2 Formulation Mathématique	4
2 Etat de l'Art	6
2.1 Méthodes Exactes	6
2.1.1 Branche and Bound	6
2.1.2 Programmation Dynamique	8
2.2 Heuristiques	10
2.2.1 Algorithmes ON-LINE :	10
2.2.2 Algorithmes OFF-LINE :	12
2.2.3 Algorithmes SEMI-ONLINE :	12
2.2.4 Algorithmes d'Espace Borné (Bounded Space) :	13
2.3 Métaheuristiques	13
2.3.1 La recherche tabou :	13
2.3.2 L'algorithme ILWOA (Improved Lévy WOA) :	13
2.3.3 L'algorithme FFA (FireFly Algorithm) :	14
3 Conception	15
3.1 Branch and bound	15
3.1.1 Pseudo-Code	16
3.2 Branch and bound amélioré	17
3.2.1 Pseudocode	18
3.3 Recherche exhaustive	18
4 Test et Résultats	19
4.1 Instances générées :	19
4.1.1 Analyse des résultats :	20
4.1.2 Interprétation des résultats :	21

4.2	Scholl Benchmark :	21
4.2.1	Analyse des résultats :	22
4.2.2	Conclusion	23

Introduction

Le problème du bin packing, dans lequel un ensemble d'objets de différents poids doit être rangé dans un nombre minimum de boîtes identiques de capacité C est un problème NP-difficile, c'est à dire qu'il n'y a aucune chance de trouver une méthode de résolution qui fournit la solution exacte en un temps polynomiale, sauf si l'égalité $NP=P$ est prouvée. Durant le dernier siècle, divers efforts ont été consacrés pour étudier ce problème, dans le but de trouver des algorithmes heuristiques rapides pour fournir de bonnes solutions approximatives. Dans ce projet, nous allons mettre en place une plateforme de résolution du problème du Bin Packing. pour cela , nous implémenterons 4 types de méthodes :

1. *méthodes exactes* : fournissant la solution optimale, mais qui sont très limitées par la taille du problème.
2. *heuristiques* : qui sont des méthodes approchées spécifiques au problème.
3. *métaheuristiques* : qui sont des méthodes approchées génériques.
4. *hybridation d'une métaheuristique avec une recherche locale* : qui est notre contribution principale dans la résolution de ce problème.

Nous commencerons par la présentation du problème, sa formulation mathématique, et une étude des méthodes de résolutions existantes dans la littérature.[Etat de l'Art]. Ensuite, nous présenterons la conception détaillée de chaque méthode implémentée, ainsi que les résultats des tests de ces méthodes effectués sur des benchmark connus.[Conception & Tests] On distingue 2 types de tests :

1. *les tests empiriques* : dont le but de trouver la meilleure configuration des paramètres de nos méthodes implémentées.
2. *les tests comparatifs* : où on doit comparer les résultats obtenus des méthodes implémentées et sélectionner la meilleure méthode de résolution pour chaque instances. la comparaison se fait en terme de qualité de la solution et du temps d'exécution.

Chapitre 1

Présentation du Problème de Bin Packing (BPP)

1.1 Domaines d'Application :

Le BPP a de nombreuses applications dans le domaine industriel, informatique, etc. Parmi lesquelles on trouve :

- Chargement de conteneurs.
- Placement des données sur plusieurs disques.
- Planification des travaux.
- Emballage de publicités dans des stations de radio / télévision de longueur fixe.
- Stockage d'une grande collection de musique sur des cassettes / CD, etc.

1.2 Formulation Mathématique

Etant donné m boîtes de capacité C et n articles de volume v_i chacun. Soient :

$$x_{ij} = \begin{cases} 1 & \text{article } j \text{ rangé dans la boîte } i \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$
$$y_i = \begin{cases} 1 & \text{boîte } i \text{ utilisée} \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

La formulation du problème donne ainsi le programme linéaire suivant

$$(PN) \left\{ \begin{array}{l} Z(min) = \sum_{i=1}^m y_i \\ \sum_{i=1}^m x_{ij} = 1 \\ \sum_{j=1}^n v_j x_{ij} \leq C y_i \\ y_i \in \{0, 1\} \\ x_{ij} \in \{0, 1\} \end{array} \right.$$

La première contrainte signifie qu'un article j ne peut être placé qu'en une seule boîte La deuxième fait qu'on ne dépasse pas la taille d'une boîte lors du rangement

Chapitre 2

Etat de l'Art

Après une étude ciblée des travaux existants sur le problème du Bin Packing, nous avons abouti à une synthèse des méthodes de résolution les plus connues –dans chacune des trois catégories : méthodes exactes, et méthodes approchées : heuristiques et métaheuristiques– que nous allons exposer dans ce qui suit.

2.1 Méthodes Exactes

Les méthodes exactes permettent d'avoir des solutions optimales, cependant le temps de calcul peut être très long pour certaines instances du problème. Il n'existe pas un grand nombre de méthodes exactes pour résoudre le problème du Bin Packing, nous allons présenter dans ce qui suit la méthode MTP (basée sur le Branch and Bound) et une méthode de programmation dynamique DP-flow.

2.1.1 Branche and Bound

Cette méthode a été utilisée pour la première fois dans les années cinquante pour résoudre qui a été modélisé par un programme linéaire en nombres entiers. Afin de rendre le processus de résolution plus rapide, cet algorithme utilise une borne inférieure. Plusieurs techniques ont été proposés pour obtenir cette dernière.

Borne inférieure évidente : Soient C la capacité des boîtes utilisés, A l'ensemble des articles a_i de volumes v_i de l'instance I .

$$BI(I) = \frac{\sum_{i=1}^n v_i}{C}$$

Borne de Martello and Toth L2 : Soit α un entier tels que :

$$0 \leq \alpha \leq C/2$$

On définit des classes d'articles suivantes :

$$\begin{aligned} C_1 &= \{a_i, \quad C - \alpha < v_i\} \\ C_2 &= \{a_i, \quad C/2 < v_i \leq C - \alpha\} \\ C_3 &= \{a_i, \quad \alpha < v_i \leq C/2\} \end{aligned}$$

$BI(I)$ est donnée par la formule suivante :

$$BI(I) = \max\{L(\alpha), \quad 0 \leq \alpha \leq C/2\}$$

Avec

$$L(\alpha) = |C_1| + |C_2| + \max(0, \left\lceil \frac{\sum_{j \in C_3} v_j - (|C_2| * C - \sum_{j \in C_2} v_j)}{C} \right\rceil)$$

cette borne est calculé en un temps $o(n \log n)$.

Borne inférieure L_3 : Une autre technique a été utilisé dans l'algorithme de résolution MTP pour déterminer une borne inférieure. Soient n_1 le nombre de boîtes obtenus après la première application de la technique de réduction MTP qui consiste à réduire l'instance du problème en rangeant l'article le plus petit, soit Ir^1 l'instance résiduelle de l'instance I après cette première application ie l'ensemble des articles restants après l'opération de réduction

$$L'_1 = n_1 + L_2(Ir^1) \geq L_2(I)$$

On refait ce processus jusqu'à ce que l'instance résiduelle soit vide (i.e. : tous les articles ont été rangés). A l'itération k , on obtiendra :

$$L'_K = \sum_{i=1}^k n_i + L_2(Ir^k)$$

La borne inférieure L_3 est obtenue en appliquant la formule suivante , par la suite :

$$L_3 = \max\{L'_1, L'_2, \dots, L'_{kmax}\}$$

Un des algorithmes proposés pour cette méthode est l'algorithme MTP :

L'algorithme MTP (Martello and Toth Procédure) :

Le meilleur algorithme existant pour trouver la solution optimale du problème Bin Packing est celui proposée par *Martello et Toth* (*Martello & Toth 1990a ; 1990b*) le principe est le suivant : Les articles sont initialement triés selon des poids décroissants. À chaque nœud de décision, le premier élément libre est attribué, à son tour, aux boîtes existantes qui peuvent le contenir (on parcourt les boîtes par ordre de création) et à une nouvelle boîte. À chaque nœud de l'arbre de recherche

- a. Une borne inférieure L_3 de la solution restante est calculée et utilisée pour élaguer le nœud de l'espace de recherche et réduire le problème actuel.
 - Si la borne inférieure du nœud actuel est supérieure à la borne inférieure du problème d'origine (nœud racine), le nœud est supprimé. Sinon (b)
- b. Des algorithmes approximatifs FFD, BFD et WFD (qu'on présentera dans la partie Méthodes approximatives) sont appliqués au problème actuel, et chacune des solutions approximatives obtenues est comparée à la borne inférieure L_3 .
 - Si le nombre de boîtes utilisées par l'une des solutions approximatives est égal à la borne inférieure du nœud actuel, aucune autre recherche n'est effectuée sous ce nœud.
 - Si le nombre de boîtes utilisées dans une solution approximative est égal à la borne inférieure L_3 du problème d'origine (nœud racine), l'algorithme se termine, renvoyant cette solution comme optimale.

De plus, La principale source d'efficacité de l'algorithme de Martello et Toth est une méthode pour réduire la taille des sous-problèmes restants, appelée **critère de dominance**.

2.1.2 Programmation Dynamique

La programmation dynamique est une méthode algorithmique pour résoudre des problèmes d'optimisation. Le concept a été introduit au début des années 1950 par Richard Bellman. Elle consiste à résoudre un problème en le décomposant en sous-problèmes, puis à résoudre les sous-problèmes, des plus petits aux plus grands en stockant les résultats intermédiaires. Elle s'appuie sur *le principe d'optimalité de Bellman* : une solution optimale d'un problème s'obtient en combinant des solutions optimales à des sous-problèmes. Un modèle pseudo-polynomial simple, pour résoudre le problème bin-packing,

est obtenu en associant des variables aux décisions prises dans une table de programmation dynamique (DP) classique.

DP-flow :

Dans le modèle BPP proposé par *Cambazard et O'Sullivan*, connu sous le nom de DP-flow, les états DP sont représentés par un graphique dans lequel un chemin qui commence à partir d'un nœud initial et se termine à un nœud terminal représente un remplissage possible d'une boîte. Notons (j, d) ($j = 0, \dots, n$ et $d = 0, \dots, c$) un état DP où les articles de 0 à j ont déjà

été étudié (les décisions de placer les articles de 0 à j dans la boîte ou non ont déjà été reprises) et entraînent un remplissage partiel de la boîte de d unités. Notons également par $((j, d), (j+1, e))$ un arc reliant les états (j, d) et $(j+1, e)$. Un tel arc exprime la décision d'emballer ou non l'article $j+1$ à partir de l'état actuel (j, d) : l'état atteint par l'arc est $(j+1, d + w_j + 1)$ si l'article $j+1$ est emballé, et $(j+1, d)$ sinon. Soit A l'ensemble de tous les arcs. Comme un remplissage réalisable d'une boîte est représenté par un chemin qui commence à partir du nœud $(0, 0)$ et se termine au nœud $(n+1, c)$, le BPP consiste à sélectionner le nombre minimum des chemins qui contiennent tous les éléments.

Pour cette instance BPP, une solution optimale est produite par les deux chemins mis en évidence dans la figure ci-dessous, à savoir

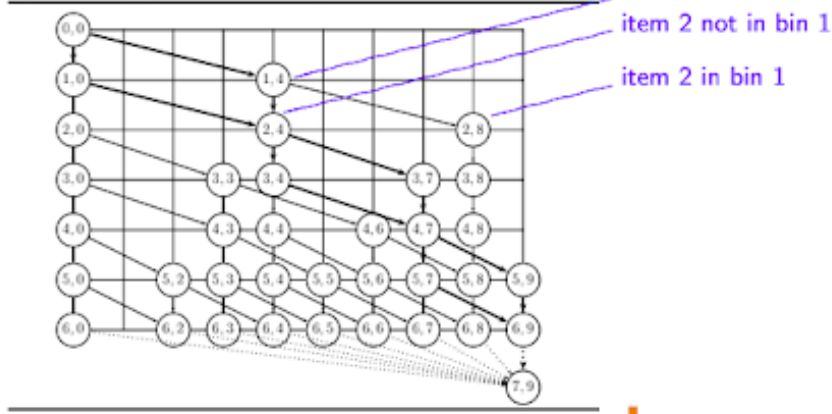
$[(0, 0), (1, 4), (2, 4), (3, 7), (4, 7), (5, 9), (6, 9), (7, 9)]$

et $[(0, 0), (1, 0), (2, 4), (3, 4), (4, 7), (5, 7), (6, 9), (7, 9)]$.

Example: $n = 6, c = 9, w = (4, 4, 3, 3, 2, 2)$:

$[j, d]$ ($j = 0, \dots, n; d = 0, \dots, c$): [decisions taken up to item j , partial bin filling d units]

Figure 1 DP-flow graph construction for Example 1



2.2 Heuristiques

Les méthodes approchées sont classées en plusieurs catégories :

2.2.1 Algorithmes ON-LINE :

Ces algorithmes considèrent l'hypothèse que les articles arrivent un à la fois en un ordre connu, chaque article doit être rangé avant de passer à l'article suivant.

2.2.1.1 Next Fit (NF) :

Lors du rangement de l'article a , NF vérifie s'il tient dans la même boîte que le dernier article (Soit la boîte du dernier article rangé B_j). Si c'est le cas, il place l'article dans la boîte B_j , laissant cette boîte ouverte. Sinon, il ferme la boîte B_j et place l'article a dans une nouvelle boîte B_{j+1} , qui devient maintenant la boîte ouverte.

Remarque :

Il existe des variants pour cet algorithme, permettant d'améliorer ses performances :

- **Next-KFIT (NF k)** : autorise k boîtes ouvertes à la fois, c'est à dire qu'il vérifie dans les K boîtes ouvertes s'il y a assez d'espace pour ranger l'article a , sinon il ouvre une nouvelle boîte. Si $K=1$ on retombe sur l'algorithme NF.

2.2.1.2 First Fit (FF) :

Lors du rangement de l'article a , NF vérifie s'il tient dans la même boîte que le dernier article (Soit la boîte du dernier article rangé B_j). Si c'est le cas, il place l'article dans la boîte B_j , laissant cette boîte ouverte. Sinon, il ferme la boîte B_j et place l'article a dans une nouvelle boîte B_{j+1} , qui devient maintenant la boîte ouverte.

2.2.1.3 Best Fit (BF) :

L'article a est rangé dans une des boîtes ouvertes de sorte que le plus petit espace vide soit laissé. Si l'article ne tient dans aucune boîte existante, il sera placé dans une nouvelle boîte.

Remarque :

Il existe des variants pour cet algorithme, permettant d'améliorer ses performances :

- **K-Bounded Best Fit (BBFk)** : utilise le même principe que Best Fit, sauf qu'il restreint le nombre de boîtes ouvertes à k boîtes. ie : l'article a est rangé dans une des k -boîtes ouvertes de sorte que le plus petit espace vite soit laissé.

2.2.1.4 Worst Fit (WF) :

L'article a est rangé dans la boîte avec le plus grand espace vide, si cette dernière ne peut pas contenir l'article, il sera placé dans une nouvelle boîte.

Remarque :

Il existe des variants pour cet algorithme, permettant d'améliorer ses performances :

- **Almost Worst Fit (AWF)** : l'article a est rangé dans la 2ème boîte la plus vide, jusqu'à ce qu'il reste qu'une seule boîte qui peut contenir l'article. Dans ce cas il est placé dans cette boîte. Si l'article ne tient dans aucune boîte existante, il sera placé dans une nouvelle boîte.

2.2.1.5 Harmonic K (Hk) :

Cet algorithme est basé sur une partition de l'intervalle $[0, 1]$ en K sous-intervalles I_k , où $I_k =]1/k + 1; 1/k]$, à chacun de ces sous-intervalles correspond une seule boîte ouverte, et seuls les articles appartenant à ce sous-intervalle (i.e. : $v_i/C \in I_k$ avec v_i le volume d'un article) sont regroupés dans cette boîte. Si un nouvel article arrive et ne rentre pas dans sa boîte ouverte correspondante, la boîte est fermée et une nouvelle boîte est ouverte.

Remarque :

Il existe des variants pour cet algorithme, permettant d'améliorer ses performances :

- **Simplified HarmonicK (SHk)** : se base sur une structure d'intervalle qui est plus compliquée.

2.2.1.6 Autres algorithmes :

- **ABFk** : utilise le principe de rangement du Best Fit avec le principe de fermeture des boîtes du First Fit.
- **AFBk** : utilise le principe de rangement du First Fit avec le principe de fermeture des boîtes du Best Fit.

Remarque :

Dans le cas où $K = 1$, ces algorithmes sont équivalents à l'algorithme Next Fit.

2.2.2 Algorithmes OFF-LINE :

Dans ce type d'algorithmes on a accès à tous les articles avant de commencer le rangement dans les boîtes. *Quelques algorithmes off-line :*

2.2.2.1 First Fit Decreasing (FFD) :

Ordonner les articles par ordre décroissant des poids, ensuite appliquer l'algorithme First Fit.

2.2.2.2 Best Fit Decreasing (BFD) :

Ordonner les articles par ordre décroissant des poids, ensuite appliquer l'algorithme Best Fit

2.2.3 Algorithmes SEMI-ONLINE :

Les algorithmes dits semi-en ligne (SOL) se situent entre les online et les offline. Ils relâchent la prescription online de manière à permettre quelques opérations supplémentaires où l'algorithme a un peu de connaissance de l'avenir, au moins une des opérations suivantes est autorisée : comme reconditionner un nombre fini d'articles déjà emballés, prétraiter les articles en les commandant en fonction des tailles ou en tamponnant certains articles avant de les emballer. *Quelques algorithmes semi-online :*

2.2.3.1 MMP (Mostly Myopic Helps) : Fully Dynamic Algorithm

Dans cet algo, en partant de l'hypothèse que l'emballage peut être réarrangé arbitrairement pour accueillir les articles arrivant et partant, on suppose :

- l'emballage d'un article se fait en une abstraction totale des articles déjà emballés d'une taille plus petite (c'est à dire, on suppose que leurs places dans les boîtes sont vides, où le nouvel article pourra être affecté dans cet espace, et ces articles de petites tailles pourront être réarrangés).
- Regroupement des articles plus petits dans des lots (un groupe d'articles plus petit que ϵ peut être déplacé comme un seul article).
- Le nombre d'articles uniques ou de lots de très petits articles qui doivent être réarrangés est délimité par une constante.

Cet algorithme nécessite du temps $\Theta(\log n)$ par opération (c'est-à-dire pour une insertion ou une suppression d'un article). Il est presque aussi bon que celui des meilleurs algorithmes offline pratiques.

2.2.3.2 Harmonic Fit avec (4 ou 6) partitions :

Le HF avec 4 partitions, en utilisant une structure de données appropriée, permet de traiter de grandes collections de petits articles en :

- les groupant et les déplaçant tous à la fois en temps constant
- les classifiant en 4 types par taille
- ne permettant au plus que les déplacements de 3 lots d'articles ou d'un seul article lorsqu'un nouvel article doit être attribué

Le HF avec 6 partitions utilise :

- six types d'articles classés par taille
- au plus 7 mouvements de lots/ article par nouvel article

2.2.4 Algorithmes d'Espace Borné (Bounded Space) :

les algorithmes décident où un élément doit être emballé sur la base du contenu actuel d'un nombre fini k de bacs, où k est un paramètre de l'algorithme. Notez que FF et BF ne sont pas des algorithmes d'espace bornés, mais NF l'est, avec $k = 1$.

2.3 Métaheuristiques

2.3.1 La recherche tabou :

Une méthode de résolution a été proposée par Fernandes Muritiba Et al.[2], qui prend en entrée une population initiale obtenue par une heuristique et applique un opérateur de croisement sur ces solutions. Chaque solution obtenue est améliorée par la suite en utilisant une recherche tabou, qui consiste à se déplacer dans un espace de recherche contenant des solutions réalisables partielles où certains articles ne sont pas affectés à des boîtes. L'amélioration consiste de passer d'une solution partielle de valeur K à une solution complète de la même valeur. La fonction objective utilisée est basée sur la somme pondérée des tailles des articles. Pour la diversification de l'espace de recherche, On utilise une procédure basée sur un opérateur de croisement.

2.3.2 L'algorithme ILWOA (Improved Lévy WOA) :

L'algorithme WOA (Whale Optimization Algorithm) est basé sur une méthode inspirée de la nature plus exactement d'une stratégie d'alimentation des baleines à bosse, où la recherche des proies représente l'exploration

de l'espace de recherche et la libération des bulles représente l'exploitation. Une amélioration de cet algorithme a été proposée par Abdel-Basset, M., Manogaran, G., Abdel-Fatah, L. et al [2]. Il s'agit de l'utilisation de fonctions logistiques et d'autres méthodes probabilistes pour assurer une convergence plus rapide

2.3.3 L'algorithme FFA (FireFly Algorithm) :

L'algorithme FireFly (FFA) est une métaheuristique génétique, inspirée par le comportement clignotant des lucioles. Le but principal du flash d'une luciole est d'agir comme un système de signal pour attirer d'autres lucioles. Il y a trois règles. La première règle, chaque luciole attire tous les autres lucioles avec des flashes plus faibles. Deuxièmement, l'attractivité est proportionnelle à leur luminosité qui est inversement proportionnelle à leurs distances. Pour deux lucioles clignotantes, la moins brillante se déplacera vers la plus brillante. L'attractivité est proportionnelle à la luminosité et ils diminuent tous les deux à mesure que leur distance augmente. S'il n'y en a pas plus brillant qu'une luciole particulière, il se déplacera de façon aléatoire. Enfin, aucune luciole ne peut attirer la luciole la plus brillante, cette dernière se déplace d'une façon aléatoire. Le FFA est construit par analogie, en appliquant ces trois règles sur une population de solutions initiale pour la faire évoluer en une population contenant la solution approchée.

Chapitre 3

Conception

Dans ce chapitre, nous allons présenter la conception détaillée des méthodes exactes sur lesquelles notre choix d'implémentation s'est porté :

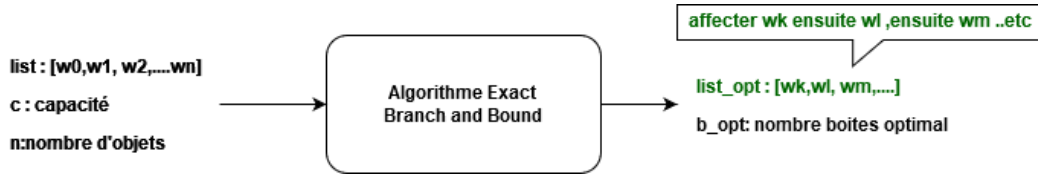
1. Le branch and bound
2. Une version améliorée du branch and bound
3. La recherche exhaustive
4. La programmation dynamique

Dans le but de montrer l'applicabilité de ces méthodes, comparer leurs performances et montrer leurs limites, nous effectuerons des tests empiriques et comparatifs sur des benchmarks d'un côté, et sur des instances générées par notre propre générateur d'instances d'un autre côté.

3.1 Branch and bound

- L'algorithme Branch-and-Bound (B & B) que nous avons implémenté tente de ranger un objet à la fois en fonction de l'ordre initial des objets.
- Au niveau j de l'arbre, B & B crée un noeuds fils pour chaque boîte ouverte et range l'objet j dans cette boîte si c'est possible. il crée aussi un noeuds supplémentaire qui représente l'ouverture d'une nouvelle boîte, et il range l'objet j dans cette boîte.
- En pratique, au niveau 1 de l'arbre l'objet 1 est rangé dans la boîte 1, au niveau 2 l'objet 2 est rangé dans la boîte 1 ou dans une nouvelle boîte 2, ...etc
- A chaque noeud, on résout un sous problème de taille $(n-k)$ du bin packing, où les k premiers objets ont déjà été emballés.

- L'opération du rangement d'un objet i au niveau k consiste à permuter entre les éléments $list(K)$ et $list(i)$. On va avoir comme sortie une liste d'objets ordonnées selon l'ordre de rangement, il suffit ensuite de remplir les boîtes par les objets dans leur nouvel ordre pour générer la solution (l'emplacement de chaque objet dans les boîtes)



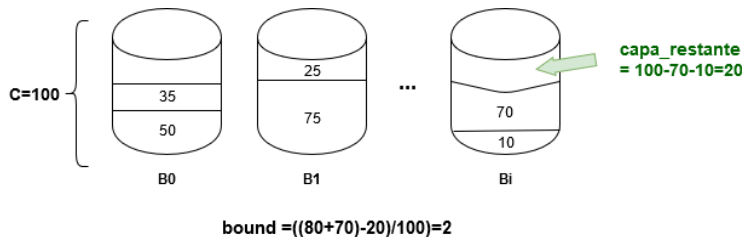
3.1.1 Pseudo-Code

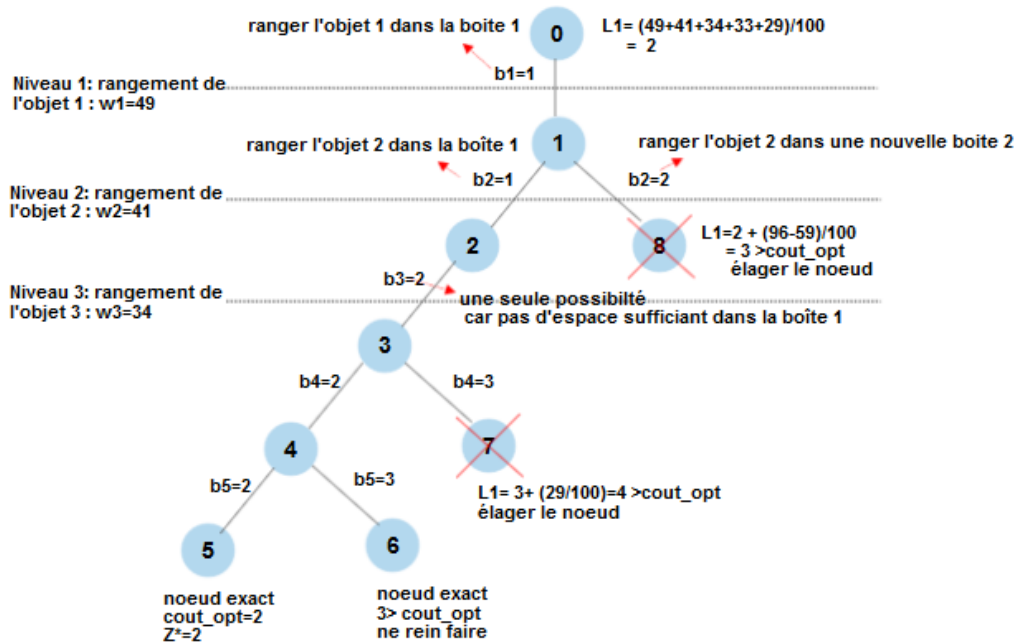
Evaluation d'un noeud (Borne L1)

L'évaluation d'un nœud est calculée en sommant 2 parties, le nombre de boîtes déjà utilisées $bcount$ et une estimation du nombre de boîtes qu'on va ouvrir encore pour contenir les objets restants. Cette estimation est obtenue en divisant la somme des poids restants $sumwt$ sur la capacité d'une boîte. On soustrait de la somme des poids restants, l'espace vide restant dans la dernière boîte ouverte, car ce dernier peut contenir des objets. On obtient ainsi la formule suivante :

$$bound = \underbrace{bcount}_{\text{Nombre de boîtes ouvertes}} + \underbrace{\frac{capa_{restante} - sumwt}{C}}_{\text{Estimation du nombre de boîtes à ouvrir encore}}$$

exemple 1 : List= 10,50,25,80,70,75,35,70 ; C = 100





exemple 2 : $n = 5$; $W_j = 49, 41, 34, 33, 29$; $c = 100$ on pose : $b_j =$ le numéro de boîte qui contient l'objet j .

3.2 Branch and bound amélioré

Une version améliorée de l'algorithme Branch and Bound présenté ci-dessus. L'amélioration s'est faite en 2 étapes :

1. Utilisation de l'heuristique WFD (Worst Fit Decreasing) pour initialiser la solution optimale.
2. Changement de la borne L_1 utilisée par une autre borne plus puissante appelée L_2 .

Evaluation d'un noeud (Borne L_2)

Il a été prouvé que la borne L_1 n'est efficace que quand les poids des objets sont petits, c'est à dire qu'on peut mettre plusieurs objets dans la même boîte. Si ce n'est pas le cas, et que les objets ont de grands poids (proches de C), cette borne n'aura aucun effet et l'algorithme fera une recherche exhaustive. C'est pour cela que la borne L_2 a été proposée par

Martello et Toth ,pour remédier à ce problème. on rappelle la formule de la borne L2, qui a été déjà présentée dans l'état de l'art :

rappel Soit α un entier tels que :

$$0 \leq \alpha \leq C/2$$

On definie des classes d'articles suivantes :

$$C_1 = \{a_i, \quad C - \alpha < v_i\}$$

$$C_2 = \{a_i, \quad C/2 < v_i \leq C - \alpha\}$$

$$C_3 = \{a_i, \quad \alpha < v_i \leq C/2\}$$

$BI(I)$ est donnée par la formule suivante :

$$BI(I) = \max\{L(\alpha), \quad 0 \leq \alpha \leq C/2\}$$

Avec

$$L(\alpha) = |C_1| + |C_2| + \max(0, \lceil \frac{\sum_{j \in C_3} v_j - (|C_2| * C - \sum_{j \in C_2} v_j)}{C} \rceil)$$

Explication de la formule : Etant donnée que les objets des classes C_1 et C_2 ont un poids supérieur à $C/2$ chacun d'eux sera placé dans une boîte séparée pour le contenir, donc $|C_1| + |C_2|$ boîtes sont utilisées quelque soit la solution. De plus, aucun objet de l'ensemble C_3 ne peut être rangé dans une boîte contenant un objet de C_1 (à cause de la contrainte de capacité). La capacité résiduelle (espace libre) des $|C_2|$ boîtes est de : $C^* = |C_2| * c - \sum_{j \in C_2} w_j$ Donc dans le meilleur des cas, cette capacité résiduelle va être remplie par les objets de C_3 , et dans ce cas le nombre de nouvelles boîtes qu'on doit ouvrir est de : $\frac{\sum_{j \in C_3} w_j - C^*}{c}$ (cette dernière formule utilise le même principe que la borne L1).

3.2.1 Pseudocode

3.3 Recherche exhaustive

Dans cette 3ème solution, on a implémenté une recherche exhaustive, qui consiste à parcourir l'ensemble des nœuds et leurs fils, sans aucun élagage de nœuds. Donc on aura le même algorithme que celui du branch and bound, en supprimant l'étape de l'évaluation du nœud pour décider de son élagage.

Chapitre 4

Test et Résultats

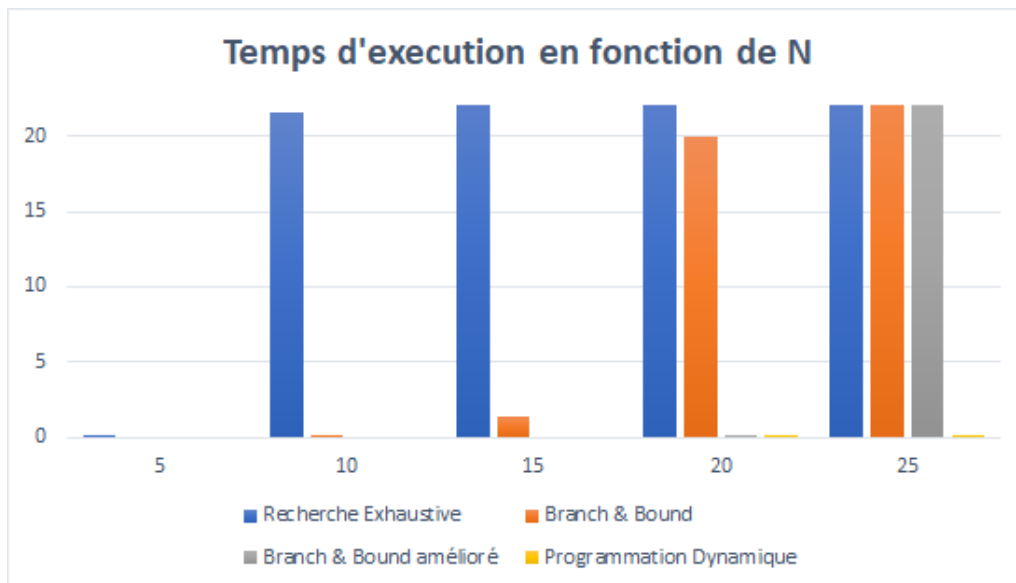
Dans cette partie, nous allons comparer les performances de nos algorithmes implémentés, pour cela, en premier lieu on va utiliser notre propre générateur d'instances pour comparer les 4 algorithmes : recherche exhaustive , Branch & Bound , Branch & Bound amélioré et la programmation dynamique. ensuite on utilisera les instances du benchmark Scholl.

Remarque : Les algorithmes ont été développés en utilisant le langage de programmation Python, et exécutés sur un **HP probook [Intel Core i7-6500U CPU @2.50GHz, 8Go RAM]** en utilisant l'IDE IntelliJ pycharm Le générateur d'instances utilise la fonction `random()` de la bibliothèque `random` de Python, cette fonction utilise le Mersenne Twister qui est un générateur de nombres pseudo-aléatoires, réputé pour sa qualité.

4.1 Instances générées :

On génère plusieurs instances du problèmes avec la valeur $C = 100$ pour la capacité de la boîte, et un nombre d'articles croissant : $N \in \{5, 10, 15, 20, 25\}$. Les volumes des articles sont générés aléatoirement dans l'intervalle $]0, 100]$. le tableau ci dessous résume les résultats en termes de temps d'exécution en secondes de chacun des 4 algorithmes sur les instances générées.

N (nombre d'articles)	Recherche Exhaustive	Branch & Bound	Branch & Bound amélioré	Programmation Dynamique
5	0.0156	0.0	0.0	0.0
10	21.5747	1.3121	0.0	0.0
15	-	0.0156	0.0	0.0
20	-	-	0.0624	0.0156
25	-	-	-	0.03124



4.1.1 Analyse des résultats :

1. On remarque d'un côté qu'en augmentant la taille du problème, le temps d'exécution augmente très rapidement.
2. D'un autre côté, les performances de la DP sont meilleures que celle du Branch and Bound amélioré, suivie du Branch & Bound classique, et enfin vient la recherche exhaustive qui prend un temps énorme pour résoudre des instances de taille petite.
3. Le Branch & Bound et la recherche exhaustive arrivent rapidement à leur limite, qui est de $N = 15$ et $N = 20$ respectivement, suivi du Branch and Bound pour $N = 25$ dans ces instances générées. Ceci signifie que ces méthodes ne sont pas efficaces pour de grandes instances.

4.1.2 Interprétation des résultats :

On justifie les résultats obtenus et la grande différence entre les temps d'exécution des 4 méthodes comme suit :

1. La recherche exhaustive, donne des temps d'exécution les plus long, car cette dernière ne possède aucun mécanisme de réduction du problème, donc elle va parcourir toute les permutations possibles des articles.
2. Le Branch & Bound, offre une petite amélioration par rapport à la recherche exhaustive, grâce à la borne inférieure L1 utilisée pour réduire quelques branches qu'on est sure qu'elles ne contiennent pas la solution optimale, mais cet algorithme arrive à sa limite rapidement, car la borne L1 n'est efficace que lorsque les volume des articles sont petits par rapport à la capacité de la boîte, sinon, on retombe sur une recherche exhaustive.
3. Le Branch & Bound amélioré, augmente les performances du Branch & Bound classique, à cause de la borne L2 qui couvre des cas de réduction plus large que la borne L1, de plus , l'utilisation des heuristiques permet d'accélérer le temps de trouver un noeud exacte.
4. Finalement, la programmation dynamique a pu résoudre le plus grand nombre d'instances, en un temps beaucoup plus petit que les autres méthodes ; on peut justifier ce bon comportement par la nature de notre problème, qui passe dans sa résolution par les même sous problèmes plusieurs fois (dans un parcours d'arbre, on repasse par le sous problème (noeud) où k objets ont été rangé, [n-k] fois pour choisir l'objet k+1 à ranger dans l'étape suivante). Donc, on a bien exploiter le point fort de la méthode qui est la table de programmation dynamique pour réutiliser les résultats des sous problèmes sans les recalculer.

4.2 Scholl Benchmark :

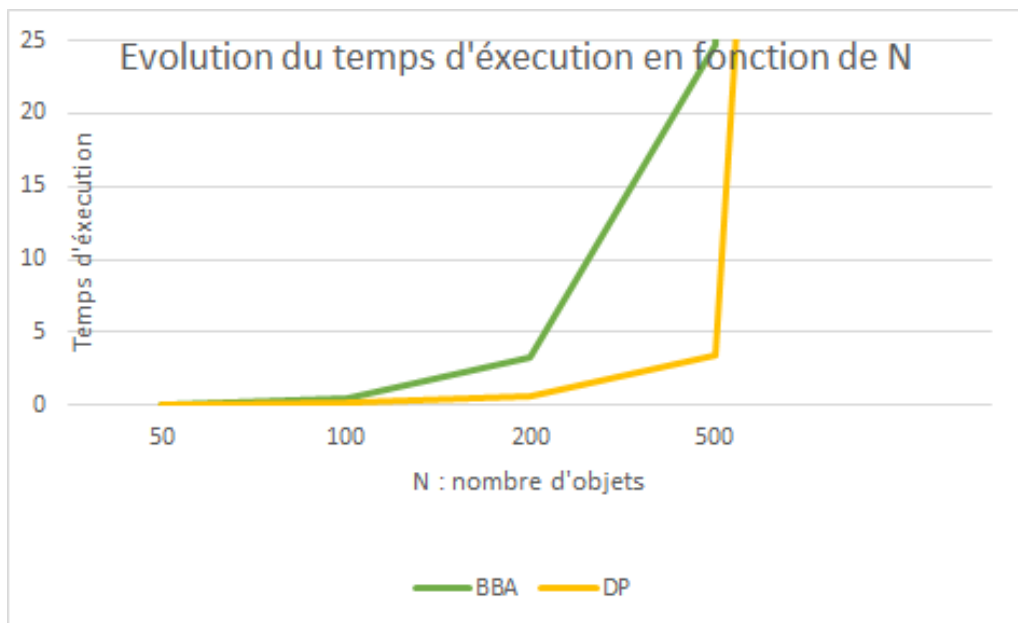
le Scholl benchmark est composé de 3 différentes classes, les volume des articles sont uniformément distribués entre 50 et 500. la capacité C de la boîte est entre 100 et 150 dans la première classe (Scholl1), égale à 1000 dans la classe 2 (Scholl2) et égale à 100 000 dans la 3ème classe (Scholl3). les deux algorithmes Recherche exhaustive et Branch & Bound sont incapable de résoudre les instances de ce benchmark à cause de leurs tailles et difficulté relativement élevés. Donc, dans cette partie nous allons faire une comparaison entre les 2 algorithmes Branch & Bound amélioré [BBA] et la programmation dynamique [DP].

Pour chaque classe, on a 4 valeurs de N (50,100,200,500) et pour chaque couple (N,C) on prends 5 instances afin de calculer le temps d'exécution moyen, ceci est dû à la génération aléatoire des volume des articles, ce qui peut rendre quelques instances plus difficiles que d'autres, même s'ils ont la même valeur du couple (N,C) . les résultats en temps d'exécution sont présentés dans le tableau suivant :

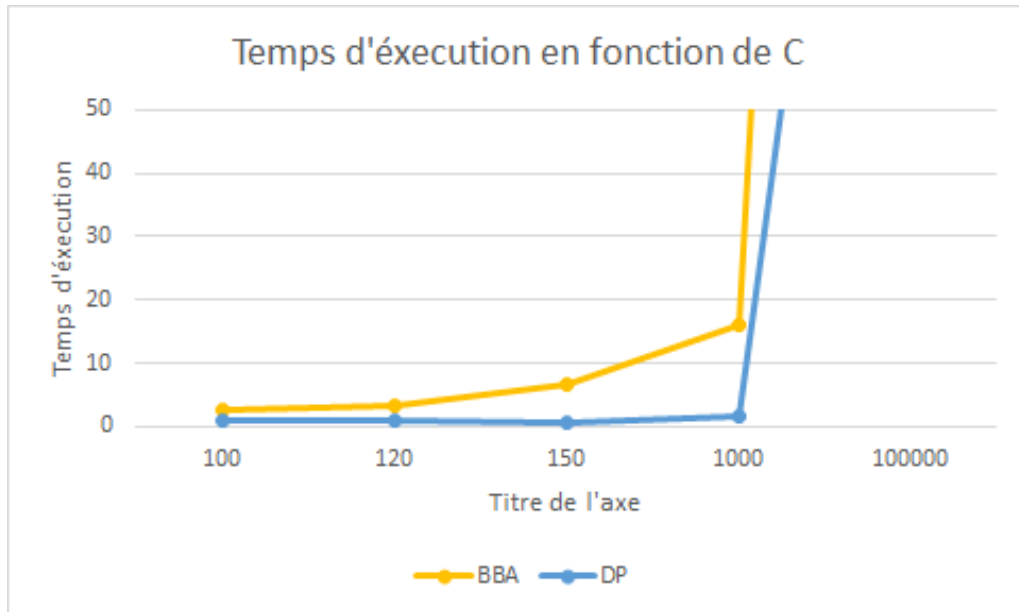
Classe	N	Temps d'exécution (secondes)							
		N1=50		N2=100		N3=200		N4=500	
		BBA	DP	BBA	DP	BBA	DP	BBA	DP
1	C1=100	0.04010	0.02318	0.16994	0.14423	1.83338	0.72787	8.87928	3.31377
	C2=120	0.05078	0.02943	0.37584	0.10916	2.01203	0.48869	10.40025	3.369926
	C3=150	0.06517	0.02437	0.57027	0.09249	2.91527	0.44331	22.92290	1.72647
2	C=1000	0.10653	0.06642	0.83099	0.26568	6.25429	0.92168	56.91714	5.53843
3	C=100.000	-	-	-	-	-	-	-	200

4.2.1 Analyse des résultats :

1. La programmation dynamique (DP) trouve la solution optimale en un temps meilleur que le branch & Bound amélioré
2. En augmentant N le nombre d'articles, le temps d'exécution augmente d'une façon exponentielle



3. En fixant le nombre d'articles, l'augmentation de la capacité C produit une augmentation dans les temps d'exécution



4. Pour la 3eme classe, qui contient les instances les plus difficiles, seul l'algorithme DP arrive à terminer son exécution(en 200 secondes), ce qui n'est pas très intéressant comme temps d'exécution.

4.2.2 Conclusion

Malgré les améliorations apportées aux algorithmes exactes (utilisation des heuristiques pour l'initialisation de la solution optimale, utilisation d'un évaluation plus performante ..), ces derniers suivent toujours la courbe exponentielle en terme de temps d'exécution en augmentant la taille du problème. En d'autres termes, ce type d'algorithmes arrivent rapidement à leur limite, sans même pas pouvoir résoudre des instances de taille moyenne. De nos jours, les données étant d'une très grande taille (qui dépasse les milliers), l'utilisation des méthodes exactes, quelques soit leurs performances, est impossible même avec les ordinateurs les plus rapides du monde. C'est pour cela que les chercheurs se sont dirigés vers des méthodes approchées qui fournissent une solution proche de l'optimal mais en un temps polynomial. Ce qui fait l'article des prochaines parties de notre projet.