

Compte rendu du TP2

Modélisation de la distance moyenne au plus proche voisin (DMPPV)

Groupe : *Maël Verbois, Jules Onnée, Rayen Selmi*

Cours : ROB

19 octobre 2025

1 Compte Rendu

L'objectif de ce travail est de modéliser et de résoudre le problème d'optimisation combinatoire associé à la fragmentation du paysage. L'indicateur utilisé pour la mesure de la fragmentation est la distance moyenne au plus proche voisin (DMPPV). On modélisera le problème sous la forme d'un problème d'optimisation combinatoire fractionnaire avec pour fonction objectif une fraction rationnelle. On résoudra ce problème à l'aide de l'algorithme de Dinkelbach implémentée en Julia en utilisant Gurobi comme solveur de PLNE. Finalement on étudiera le complexité temporelle sur des instances de tailles variables.

Question 1 - Modéliser le problème de la sélection d'un ensemble de parcelles d'aire totale comprise entre A_{\min} et A_{\max} , de coût total inférieur ou égal à B et qui minimise $dmppv$.

On cherche à modéliser le problème de sélection d'un ensemble de parcelles de sorte que :

- l'aire totale des parcelles sélectionnées soit comprise entre A_{\min} et A_{\max} ,
- le coût total ne dépasse pas un budget B ,
- et la distance moyenne au plus proche voisin ($dmppv$) soit minimisée.

On introduit pour cela les variables binaires de décision :

$$s_{ij} = \begin{cases} 1 & \text{si la parcelle } (i, j) \text{ est sélectionnée,} \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$$

On note :

- c_{ij} : le coût associé à la parcelle (i, j) .

La fonction objectif vise à minimiser la distance moyenne au plus proche voisin (DMPPV), qui sera définie dans la question suivante. Le modèle général s'écrit donc :

$$\begin{array}{ll} \min & DMPPV(s) \\ \text{sous contraintes} & \left\{ \begin{array}{l} A_{\min} \leq \sum_{i,j} a_{ij} s_{ij} \leq A_{\max}, \\ \sum_{i,j} c_{ij} s_{ij} \leq B, \\ s_{ij} \in \{0, 1\}, \quad \forall (i, j). \end{array} \right. \end{array}$$

1.1 Question 2 - Écrire le modèle sous la forme d'un programme d'optimisation combinatoire fractionnaire, où les fractions sont des ratios de deux fonctions linéaires.

On a facilement par la définition

$$DMPPV = \frac{1}{\sum_{i,j} s_{ij}} \cdot \sum_{i,j} \min \{ d_{(i,j),(k,l)} \mid (i,j) \neq (k,l) \},$$

avec $d_{(i,j),(k,l)}$ la distance euclidienne entre la parcelle (i,j) et la parcelle (k,l) .

La difficulté réside dans l'expression de la distance du voisin le plus proche d'une parcelle s_{ij} . Pour exprimer cette quantité comme une fonction linéaire on introduit :

- $d(i,j,k,l)$ la distance entre la parcelle (i,j) et la parcelle (k,l)
- $m(i,j,k,l) = \begin{cases} 1 & \text{si les parcelles } (i,j), (k,l) \text{ sont leurs voisines les plus} \\ & \text{proches respectives} \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$

Ce qui nous donne l'expression suivante

$$DMPPV = \frac{1}{\sum_{i,j} s_{ij}} \cdot \sum_{i,j,k,l \mid (i,j) \neq (k,l)} m(i,j,k,l) \cdot d(i,j,k,l)$$

Il faut aussi modéliser les contraintes suivantes pour garantir les propriétés des $m(i,j,k,l)$

- Chaque parcelle (i,j) n'a qu'un seul voisin considéré comme le plus proche pour éviter les doubles comptages
- Deux parcelles (i,j) et (k,l) ne peuvent être considérées comme plus proches que si elles sont sélectionnée

Finalement, on obtient le modèle global suivant :

$$\min \quad DMPPV(s, m) = \frac{\sum_{i,j,k,l \mid (i,j) \neq (k,l)} m(i,j,k,l) \cdot d(i,j,k,l)}{\sum_{i,j} s_{ij}}$$

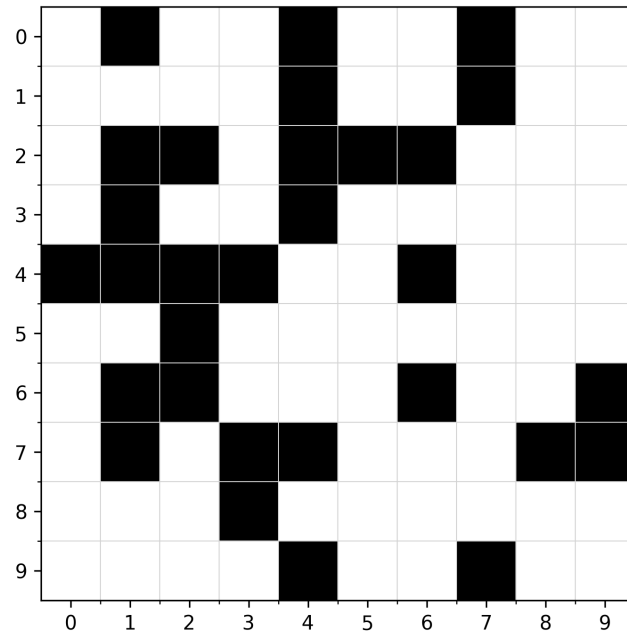
sous contraintes

$$\begin{cases} A_{\min} \leq \sum_{i,j} s_{ij} \leq A_{\max}, \\ \sum_{i,j} c_{ij} s_{ij} \leq B, \\ \sum_{k,l \mid (i,j) \neq (k,l)} m(i,j,k,l) = 1, \quad \forall (i,j), \\ m(i,j,k,l) \leq s_{ij}, \quad m(i,j,k,l) \leq s_{k,l}, \quad \forall (i,j) \neq (k,l), \\ s_{ij} \in \{0, 1\}, \quad \forall (i,j), \\ m(i,j,k,l) \in \{0, 1\}, \quad \forall (i,j) \neq (k,l) \end{cases}$$

1.2 Question 3 - Résoudre l'instance présentée ci-dessous par l'algorithme de Dinkelbach / Question 4 : Pour chacune des 3 instances, donner le temps de calcul total, le nombre total de noeuds développés dans l'arbre de recherche, le nombre d'itérations de l'algorithme de Dinkelbach, la valeur de la solution (valeur de dmppv) et les parcelles retenues.

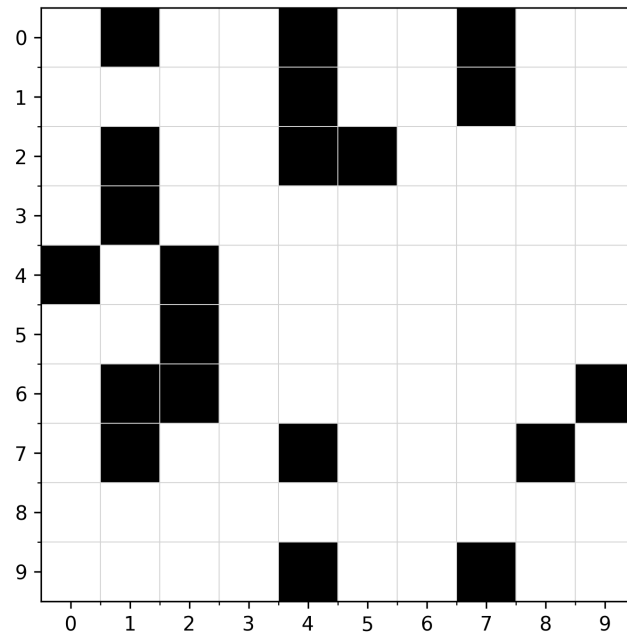
On obtient les résultats suivants pour les 3 instances du sujet :

Solution Instance 1

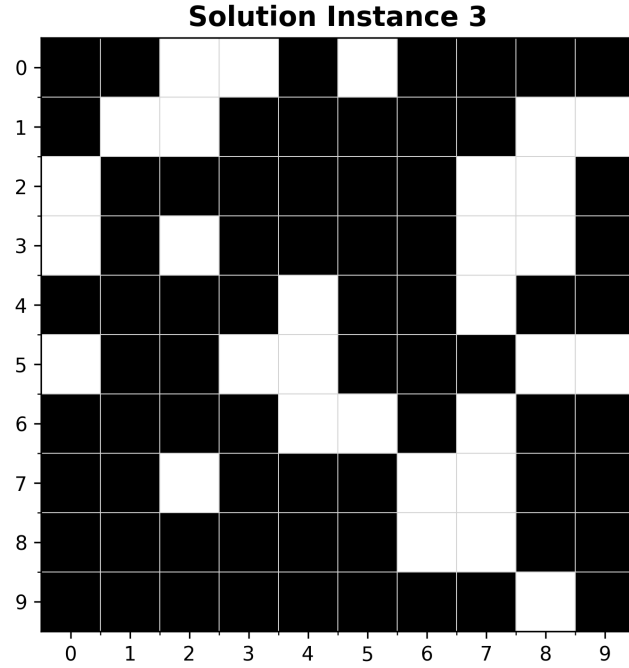


Amin=30 | Amax=35 | B=920 | DMPPV=1.155009
 Total time=0.570 seconds s | Total nodes=2 | Dinkelbach iters=2

Solution Instance 2



Amin=20 | Amax=21 | B=520 | DMPPV=1.273935
 Total time=0.554 seconds s | Total nodes=2 | Dinkelbach iters=2



Amin=70 | Amax=75 | B=3500 | DMPPV=1.0
Total time=0.212 seconds s | Total nodes=1 | Dinkelbach iters=1

1.3 Question 5 - Étudier le comportement de la méthode proposée en fonction de la taille des instances. Pour cela, on engendrera aléatoirement des jeux d'essai

Afin d'engendrer des instances aléatoires, on fait quelques hypothèses sur notre génération :

On définit trois paramètres pour l'instance :

- Soit n la dimension de la matrice des coûts $C = (c_{ij}) \in \mathbb{Z}^{n \times n}$, générée aléatoirement avec des valeurs multiples de 10 tirées uniformément entre 10 et n^2 .
- A_{\min} : nombre minimal d'éléments sélectionnés, choisi uniformément dans l'intervalle $[\alpha n^2, \beta n^2]$,
- A_{\max} : nombre maximal d'éléments sélectionnés, défini comme $A_{\max} = A_{\min} + \delta$, avec δ uniforme dans $[0, \gamma n^2]$,
- B : somme sur un sous-ensemble de A_{\min} éléments choisis uniformément dans C .

Valeurs par défaut des coefficients

Les coefficients par défaut sont :

$$\alpha = 0.3, \quad \beta = 0.6, \quad \gamma = 0.1$$

Ils permettent de contrôler la cohérence de l'instance :

- α et β définissent la plage de A_{\min} , assurant que le nombre minimal d'éléments sélectionnés est proportionnel à n^2 ,
- γ contrôle la variation possible entre A_{\min} et A_{\max} ,

La génération de l'instance garantit ainsi que :

$$A_{\min} \leq |S| \leq A_{\max}, \quad \sum_{(i,j) \in S} c_{ij} = B$$

pour un sous-ensemble S de la matrice C .

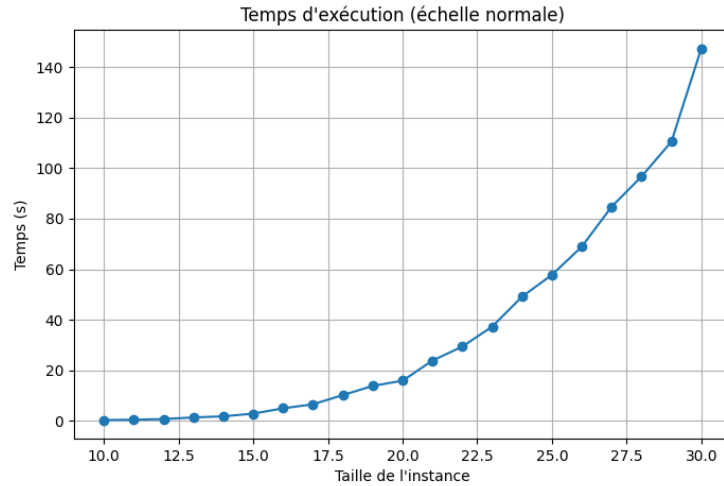
1.4 Exemple d'instance générée aléatoirement

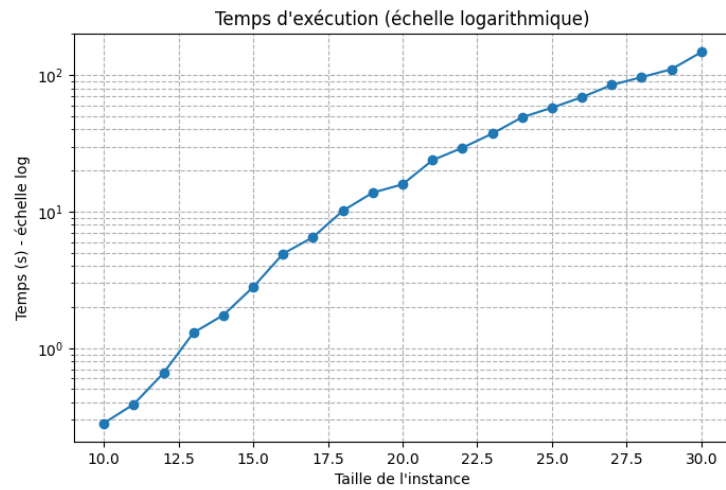
$$C = \begin{bmatrix} 20 & 20 & 30 & 30 & 50 & 20 & 70 & 70 & 40 & 70 \\ 10 & 20 & 80 & 70 & 40 & 60 & 10 & 70 & 70 & 100 \\ 10 & 100 & 40 & 70 & 90 & 40 & 90 & 30 & 10 & 20 \\ 90 & 60 & 50 & 40 & 60 & 20 & 70 & 80 & 80 & 70 \\ 20 & 50 & 70 & 60 & 20 & 70 & 80 & 100 & 100 & 30 \\ 70 & 20 & 80 & 10 & 80 & 90 & 90 & 70 & 90 & 100 \\ 80 & 40 & 70 & 40 & 60 & 20 & 90 & 80 & 30 & 90 \\ 60 & 10 & 40 & 30 & 50 & 100 & 100 & 40 & 100 & 20 \\ 90 & 20 & 40 & 80 & 70 & 20 & 30 & 50 & 80 & 70 \\ 80 & 30 & 80 & 10 & 100 & 80 & 100 & 90 & 20 & 60 \end{bmatrix}$$

avec les paramètres :

$$A_{\min} = 44, \quad A_{\max} = 53, \quad B = 1437, \quad n = 10$$

En lançant l'algorithme sur des instances de taille 10 à 30 (3 fois par instance puis en faisant la moyenne des temps), On obtient le graphe de complexité temporelle suivant :





On remarque donc que même avec la spécificité de l'instance, la complexité temporelle reste exponentielle