

PROJET PROFESSIONNEL

Problème du Batch-Picking

Equipe :

AJOT EMMANUEL
CHERIF HANEN
GRANDA SEBASTIAN

Enseignants :

CLAUTIAUX FRANÇOIS
SCHLICK CHRISTOPHE

1 Description du problème

Le problème du Batch-Picking dans le contexte des opérations d'entrepôt consiste à regrouper un ensemble de commandes en batches, et à déterminer la séquence de positions de stockage à visiter pour chaque batch de manière à minimiser la distance totale parcourue par les préparateurs de commandes. Nous présentons deux formulations pour résoudre ce problème: jointe et séquentielle.

Dans la formulation jointe, les problèmes de batching et de picking sont résolus simultanément comme un problème de routage de véhicules groupés (clustered vehicle routing). Dans la formulation séquentielle, le problème de batching est résolu en premier comme un problème de partitionnement avec des contraintes de capacité. La solution de batching est une entrée pour le problème de picking, qui est résolu comme un ensemble de problèmes de voyageur de commerce (traveling salesman problems, TSP), un pour chaque batch.

La formulation séquentielle est une approximation de l'approche jointe, puisque les optima locaux du problème de picking sont nécessaires pour évaluer la qualité de la solution de batching. Cependant, cette perte de qualité est compensée par la réduction du temps de calcul de l'approche séquentielle. Par conséquent, en abordant ce compromis, nous décrivons un algorithme heuristique dans lequel la formulation séquentielle est utilisée pour obtenir la solution initiale, et une procédure de recherche locale est effectuée pour améliorer la qualité de la solution.

Tout au long de ce document, l'ensemble des commandes est désigné par R , et l'ensemble des articles, par P . Chaque commande $r \in R$ est composée d'un ensemble d'articles $P(r) \subseteq P$ et a un volume v_r et une quantité d'articles q_r . Un article $p \in P$ est associé à un emplacement de stockage dans l'entrepôt telle que plusieurs articles peuvent être stockés dans le même emplacement mais appartenant à des commandes différentes. Les préparateurs de commandes utilisent un véhicule avec une capacité de C_{vol} volume et C_{qty} nombre d'articles.

La disposition de l'entrepôt est modélisée comme un graphe complet $G = (V, E)$, où $V = P \cup \{0, n-1\}$ contient l'ensemble des articles P et le début et la fin du trajet 0 et $n-1$, respectivement, et E représente les déplacements possibles entre les positions. La distance d_{ij} entre les emplacements de stockage des articles $i, j \in V$ est le plus court chemin entre eux, en tenant compte de la disposition de l'entrepôt et des contraintes de mobilité des préparateurs de commandes. Cette hypothèse nous permet de ne pas tenir compte des points de Steiner dans le graphe, qui sont des points intermédiaires ajoutés pour coder la disposition en bloc de l'entrepôt. Soient $\delta^+(S)$ et $\delta^-(S)$ les arcs entrants et sortants d'un sous-ensemble de nœuds $S \subset V$, respectivement, pour les arcs $(i, j) \in V \setminus S$.

La borne inférieure sur le nombre de batches, notée \underline{K} , est calculée comme le nombre minimal nécessaire pour que toutes les commandes soient affectées à un batch en fonction des capacités de volume et de quantité avec un écart de α pour cent (1).

$$\underline{K} = (1 + \alpha) \cdot \max \left\{ \left\lceil \frac{\sum_{i \in R} v_i}{C_{\text{vol}}} \right\rceil, \left\lceil \frac{\sum_{i \in R} q_i}{C_{\text{qty}}} \right\rceil \right\} \quad (1)$$

Les hypothèses sont résumées comme suit:

- Les positions de stockage des commandes dans un batch peuvent être visitées dans n'importe quel ordre. Autrement dit, nous pouvons mélanger les positions de stockage de

différentes commandes dans le même batch car elles ne nécessitent pas d'être ramassées séquentiellement. En termes pratiques, cela signifierait que le préparateur de commandes est capable de manipuler les supports pour placer les articles dans leurs boîtes respectives.

- Chaque item de chaque commande d'un batch, regroupés dans ce même batch, doivent être visités pendant la même collecte. En d'autres termes, une commande ne peut pas être scindée dans plusieurs batches et un batch est collecté par un unique préparateur, et ce lors de la même tournée de collecte.
- Toutes les contraintes de mobilité sont prises en compte dans la matrice de distance. Ainsi, la distance entre deux positions est le plus court chemin entre elles, en tenant compte de la disposition de l'entrepôt et des contraintes de mobilité des véhicules.
- Les dates d'échéance et les coûts de stockage ne sont pas pris en compte dans le problème. Il n'est pas intéressant de collecter les commandes le plus tôt possible, mais de minimiser la distance totale de picking.
- La quantité de véhicules est suffisante pour couvrir tous les batches formés (c'est-à-dire qu'au moins les K véhicules sont disponibles). Il n'est pas intéressant de minimiser le nombre total de batches, mais la distance totale de picking à la place.
- Les préparateurs de commandes commencent et terminent le picking aux positions 0 et $n - 1$, respectivement.
- Les véhicules que les préparateurs de commandes utilisent ont les mêmes propriétés (flotte homogène).
- Seule la distance entre les positions est prise en compte. Tous les temps de service (temps de manipulation) sont négligeables.

1.1 Formulation jointe: problème de routage de véhicules groupés

Étant donné que les articles sont regroupés en commandes, le problème de picking peut être modélisé comme un problème de routage de véhicules groupés (clustered vehicle routing problem, CluVRP) comme le montre [1]. Dans le CluVRP, les articles appartenant à une commande doivent être visités par le même préparateur de commandes, ce qui permet au préparateur de visiter leurs positions dans n'importe quel ordre au sein du batch (c'est-à-dire que les positions de ramassage sont mélangées entre les commandes dans le même batch). Ce dernier est une considération importante car la plupart de la littérature CluVRP suppose des contraintes de cluster rigides, de sorte que le préparateur doit terminer tous les articles d'une commande avant de commencer la suivante, même s'il existe un article plus proche d'une autre commande dans le même batch.

On définit la variable d'affectation $y_{ik} \in \{0, 1\}$ comme 1 si l'article $i \in V$ est sélectionné pour le batch $k \in K$, 0 sinon. On définit la variable de séquence $x_{ijk} \in \{0, 1\}$ comme 1 si l'article $i \in V$ est visité avant l'article $j \in V$ dans le batch $k \in K$, 0 sinon. Le modèle présenté par [1] peut être adapté comme suit.

$$\min \sum_{k \in K} \sum_{(i,j) \in E} d_{ij} x_{ijk} \quad (2)$$

$$\text{s.t.} \quad \sum_{k \in K} y_{ik} = 1 \quad \forall i \in V \setminus \{0, n-1\} \quad (3)$$

$$\sum_{k \in K} y_{0k} = \sum_{j \in V \setminus \{0, n-1\}} \sum_{k \in K} x_{0jk} \leq \underline{K} \quad (4)$$

$$\sum_{j \in V} x_{ijk} = \sum_{j \in V} x_{jik} = y_{ik} \quad \forall i \in V, \forall k \in K \quad (5)$$

$$\sum_{j \in V \setminus \{0, n-1\}} v_j y_{jk} \leq C_{\text{vol}} \quad \forall k \in K \quad (6)$$

$$\sum_{j \in V \setminus \{0, n-1\}} q_j y_{jk} \leq C_{\text{qty}} \quad \forall k \in K \quad (7)$$

$$\sum_{i \in S} \sum_{j \in V \setminus S} x_{ijk} \geq y_{pk} \quad \forall S \subset V \setminus \{0, n-1\}, \forall p \in S, \forall k \in K \quad (8)$$

$$\sum_{(i,j) \in \delta^+(P(r))} \sum_{k \in K} x_{ijk} = \sum_{(i,j) \in \delta^-(P(r))} \sum_{k \in K} x_{ijk} \geq 1 \quad \forall r \in R \quad (9)$$

$$y_{ik} = y_{jk} \quad \forall i, j \in P(r), \forall r \in R, \forall k \in K \quad (10)$$

$$x_{ijk} \in \{0, 1\} \quad \forall (i, j) \in E, \forall k \in K \quad (11)$$

$$y_{ik} \in \{0, 1\} \quad \forall i \in V, \forall k \in K \quad (12)$$

La fonction objectif (2) minimise la distance totale parcourue par les préparateurs de commandes. Les contraintes (3) garantissent que chaque article est affecté à exactement un batch. Les contraintes (4) assurent que tous les batches commencent au dépôt. Les contraintes (5) garantissent que la conservation du flux est satisfaite pour l'emplacement de stockage de chaque article. Les contraintes (6) et (7) sont les contraintes de capacité de volume et de quantité pour chaque batch, respectivement. Les contraintes (8) éliminent les sous-tours en forçant le flux à être nul pour tous les sous-ensembles d'articles $S \subset V$. Les contraintes (9) forcent les articles du même batch à être visités par le même préparateur de commandes, ce qui permet de visiter leurs emplacements dans n'importe quel ordre. Dernière contrainte (10) se réfère à la condition d'intégrité de la commande pour s'assurer que tous les articles d'une commande sont affectés au même batch.

1.2 Formulation séquentielle: partitionnement d'abord, routage ensuite

La formulation séquentielle est composée d'un problème de partitionnement pour déterminer l'ensemble des batches, et d'un problème de voyageur de commerce pour chaque batch pour déterminer la séquence de positions à visiter. Les avantages de cette approche sont résumés comme suit:

- Le problème de partitionnement peut être simplifié en considérant la distance de Hausdorff entre les commandes au lieu d'évaluer la plus courte séquence de positions de ramassage entre chaque paire de commandes.

- Étant donné une solution pour le problème de batching, le problème de picking peut être résolu indépendamment pour chaque batch.
- Les solutions optimales pour les deux problèmes peuvent être améliorées en utilisant une procédure de recherche locale.

1.2.1 Problème de batching: partitionnement avec contraintes de capacité

Le problème de batching est formulé comme un problème de partitionnement avec contraintes de capacité, dans lequel nous cherchons à minimiser la proximité entre les commandes dans le même batch, tout en maximisant la proximité entre les commandes dans des batches différents. La proximité entre deux commandes est définie comme la distance de Hausdorff entre leurs ensembles respectifs de positions de ramassage [10]. La distance de Hausdorff dirigée $H(i, j)$ entre deux commandes $i, j \in R$ est la distance maximale entre un article de la commande i et son article le plus proche de la commande j (13).

$$H(i, j) = \max_{p \in P(i)} \min_{q \in P(j)} d_{pq} \quad (13)$$

Étant donné que cette distance est asymétrique, c'est-à-dire $H(i, j) \neq H(j, i) \forall i, j \in R$, la proximité t_{ij} entre les commandes $i, j \in R$ est définie comme le maximum entre les deux distances dirigées (14).

$$t_{ij} = \max\{H(i, j), H(j, i)\} \quad (14)$$

Par exemple, supposons une seule allée avec 7 positions de stockage. La commande i a des articles dans les positions $P(i) = \{1, 6\}$ et la commande j a des articles dans les positions $P(j) = \{2, 3\}$ (18).

$$H(i, j) = \max\{\min\{d_{12}, d_{13}\}, \min\{d_{62}, d_{63}\}\} = \max\{1, 3\} = 3 \quad (15)$$

$$H(j, i) = \max\{\min\{d_{21}, d_{26}\}, \min\{d_{31}, d_{36}\}\} = \max\{1, 2\} = 2 \quad (16)$$

$$t_{ij} = \max\{H(i, j), H(j, i)\} = \max\{3, 2\} = 3 \quad (17)$$

$$(18)$$

Cette métrique est beaucoup moins chronophage à calculer que le plus court chemin entre chaque paire de commandes.

Donc, pour formuler le problème, on définit la variable d'affectation $y_{ik} \in \{0, 1\}$ comme 1 si la commande $i \in R$ est affectée au batch $k \in K$, 0 sinon. La variable $x_{ij} \in \{0, 1\}$ est 1 si les commandes $i, j \in R$ sont affectées au même batch, 0 sinon. Le problème de batching est formulé comme suit [5].

$$\min \sum_{(i,j) \in R \times R} t_{ij} x_{ij} \quad (19)$$

$$\text{s.t.} \quad \sum_{k \in K} y_{ik} = 1 \quad \forall i \in R \quad (20)$$

$$y_{ik} + y_{jk} \leq 1 + x_{ij} \quad \forall (i, j) \in R \times R, \forall k \in K \quad (21)$$

$$\sum_{i \in R} v_i y_{ik} \leq C_{\text{vol}} \quad \forall k \in K \quad (22)$$

$$\sum_{i \in R} q_i y_{ik} \leq C_{\text{qty}} \quad \forall k \in K \quad (23)$$

$$x_{ij} = x_{ji} \quad \forall (i, j) \in R \times R \quad (24)$$

$$x_{ii} = 0 \quad \forall i \in R \quad (25)$$

$$x_{ij} \in \{0, 1\} \quad \forall (i, j) \in R \times R \quad (26)$$

$$y_{ik} \in \{0, 1\} \quad \forall i \in R, \forall k \in K \quad (27)$$

$$(28)$$

La fonction objectif (19) minimise la proximité totale entre les commandes dans le même batch. Les contraintes (20) garantissent que chaque commande est affectée à exactement un batch. Les contraintes (21) stipulent que si deux commandes sont affectées au même batch, alors l'arc entre elles est un arc intra-batch. Les contraintes (22) et (23) sont les contraintes de capacité de volume et de quantité pour chaque batch, respectivement. Les contraintes (24) et (25) suppriment les solutions symétriques et les boucles, respectivement. Ce problème de partitionnement est connu pour être NP-difficile lorsque le nombre de batches est supérieur à 2 [5].

Attention : d'autres alternatives sont en cours d'évaluation, comme DBSCAN et la contrainte k-means, dans le but de regrouper les commandes.

1.2.2 Problème de picking: voyageur de commerce

Étant donné que les batches sont formés, le problème de déterminer la séquence de positions de stockage à visiter pour chaque batch est équivalent à résoudre un ensemble de problèmes de routage de préparateurs de commandes indépendants (single-picker routing problems, SPRP). Ce problème peut être formulé comme un problème de voyageur de commerce (traveling salesman problem, TSP) comme le montre [9], dans le but de minimiser la distance totale parcourue par le préparateur de commandes.

Nous utilisons la formulation de flux multi-marchandises proposée par [4], dans laquelle les sous-tours sont éliminés en utilisant les contraintes de conservation du flux (c'est-à-dire que le préparateur commence le trajet avec tous les articles et "livre" une unité à chaque position visitée).

La représentation du graphe G_k est similaire à celle présentée dans la formulation jointe, mais l'ensemble de nœuds est défini comme tous les articles du batch donné $\forall k \in K : V_k = \{P(i) : i \in R, y_{ik} = 1\}$, et l'ensemble d'arêtes est défini comme $E_k = \{(i, j) \in V_k \times V_k : i \neq j\}$. On définit la variable $x_{ij} \in \{0, 1\}$ comme 1 si l'arc $(i, j) \in E_k$ est sélectionné, 0 sinon. La variable z_{ij}^l représente le nombre d'unités de l'article $l \in V_k \setminus \{0, n-1\}$ qui passent par l'arc $(i, j) \in E_k$. Le TSP associé au batch $k \in K$ peut être adapté de [4] comme suit.

$$\min \sum_{(i,j) \in E_k} d_{ij} x_{ij} \quad (29)$$

$$\text{s.t.} \quad \sum_{j \in V_k} x_{ij} = 1 \quad \forall i \in V_k \quad (30)$$

$$\sum_{i \in V_k} x_{ij} = 1 \quad \forall j \in V_k \quad (31)$$

$$\sum_{j \in V_k \setminus \{0, n-1\}} z_{0j}^l - \sum_{j \in V_k \setminus \{0, n-1\}} z_{j0}^l = -1 \quad \forall l \in V_k \setminus \{0, n-1\} \quad (32)$$

$$\sum_{j \in V_k} z_{ij}^i - \sum_{j \in V_k} z_{ji}^i = 1 \quad \forall i \in V_k \setminus \{0, n-1\} \quad (33)$$

$$\sum_{j \in V_k} z_{ij}^l - \sum_{j \in V_k} z_{ji}^l = 0 \quad \forall i \in V_k \setminus \{0, n-1\}, \forall l \in V_k \setminus \{0, n-1\} : l \neq i \quad (34)$$

$$z_{ij}^l \leq x_{ij} \quad \forall (i, j) \in E_k, \forall l \in V_k \setminus \{0, n-1\} \quad (35)$$

$$x_{ij} \in \{0, 1\} \quad \forall (i, j) \in E_k \quad (36)$$

$$z_{ij}^l \geq 0 \quad \forall (i, j) \in E_k, \forall l \in V_k \setminus \{0, n-1\} \quad (37)$$

$$(38)$$

La fonction objectif (29) minimise la distance totale parcourue par le préparateur de commandes dans le batch $k \in K$. Les contraintes (30) et (31) garantissent que chaque article est visité exactement une fois. Les contraintes (32) garantissent que tous les articles sont collectés à 0 et livrés à un sommet de $V_k \setminus \{0, n-1\}$. Les contraintes (33) garantissent que chaque sommet de $V_k \setminus \{0, n-1\}$ reçoit exactement une unité d'article. Les contraintes (34) indiquent que la conservation du flux est satisfaite à chaque sommet de $V_k \setminus \{0, n-1\}$. La contrainte (35) évite le flux d'articles à travers les arcs qui ne sont pas sélectionnés.

Comme le montre [8], cette formulation nécessite $O(n^3)$ variables et contraintes, et elle fournit une relaxation LP plus forte que celle obtenue par la formulation MTZ (Miller-Tucker-Zemlin), qui est la plus courante pour le TSP.

2 Approche heuristique

L'approche heuristique proposée est composée de deux phases: l'heuristique de construction et la procédure de recherche locale. L'heuristique de construction implémente la formulation séquentielle pour obtenir une solution initiale, et la procédure de recherche locale est effectuée pour améliorer la qualité de la solution. Ces opérateurs cherchent à évaluer les nouveaux chemins entre les commandes qui sont dans les différents batches résultant du problème de partitionnement, de sorte que la distance totale parcourue par les préparateurs de commandes est minimisée. Pour garantir la connexité du voisinage, nous considérons trois opérateurs: swap, insert et destroy-repair. Une recherche de voisinage variable [7] (variable neighborhood search, VNS) sélectionne le meilleur mouvement à chaque itération de l'algorithme en fonction de la stratégie de recherche, soit pour intensifier, soit pour diversifier.

La stratégie de routage combinée [3] (c'est-à-dire S-shape et Largest gap combinés) nous permet d'obtenir la nouvelle séquence de picking étant donné qu'un opérateur est appliqué à

une solution. La solution de première amélioration est prise à chaque itération de l'algorithme, qui arrête la recherche en utilisant un critère de Metropolis pour accepter les mouvements de détérioration [2]. Enfin, une mémoire adaptative de recherche tabou [6] est implémentée pour éviter le cyclisme dans l'espace de recherche et pour diversifier la recherche en forçant l'algorithme à explorer de nouvelles solutions.

2.1 Stratégies de routage

Pour évaluer les mouvements, nous pouvons explorer plusieurs stratégies de routage connues pour ce problème, telles que la S-shape, le plus grand écart ou la stratégie de routage combinée [3].

2.2 Détermination d'une solution initiale

Comme expliqué dans la description du problème, nous choisissons de construire une solution initiale par formulation séquentielle, ce qui nous permettra de partir d'une bonne solution initiale pour notre métaheuristique.

2.3 Méthode de descente de gradient

2.3.1 Définition du voisinage

Dans le but de réaliser une amélioration itérative de notre solution, nous allons effectuer une recherche locale, tout d'abord autour de notre solution initiale, puis autour de notre solution actuelle. Pour cela, il nous faut définir le voisinage d'une solution : le voisinage d'une solution actuelle est l'ensemble de toutes les solutions n'étant qu'à une permutation ou un déplacement près de notre solution actuelle.

2.3.2 Définition des opérateurs

Afin de créer ces solutions voisines, nous utiliserons deux types d'opérateurs :

- "swap", tel que `swap(commande1, commande2)` échange `commande1` et `commande2` de leur batch respectif.
- "insert", tel que `insert(commande1, k)` supprime `commande1` de son batch et l'attribue au batch `k`.
- "Destroy-Repair", tel que `destroy-repair(batch1, vect-répartition)` supprime toutes les commandes du `batch1` et les réaffecte ensuite à d'autres batches selon une répartition définie.

2.3.3 Recherche de Voisinage Variable (VNS) :

On peut ici appliquer la "VNS" pour sélectionner le meilleur mouvement au niveau de chaque itération, l'alternance entre l'intensification (qui est l'exploration approfondie d'une telle zone de l'espace de solution) et ainsi la diversification (qui est l'exploration de nouvelles zones).

Critères de Diversification et d'Intensification

Diversification :

Son application intervient lorsque les améliorations deviennent marginales ou que la recherche stagne. On peut Utiliser des opérateurs comme ceux de "destroy-repair" pour la réorganisation de manière significative des batches. On peut changer la méthode de routage et/ou les paramètres de l'algorithme pour qu'on puisse explorer de nouvelles zones de notre espace de solutions.

Intensification :

L'intensification est appliquée après avoir trouvé une solution prometteuse ou une telle amélioration significative. On peut aussi utiliser des opérateurs comme "insert" et "swap" pour faire les ajustements fins sur des batches existants. Ainsi, concentrer la recherche sur les différentes zones voisines de l'actuelle solution.

Algorithme VNS pour le Problème de Batch et de Picking

L'algorithme VNS opte à trouver la solution optimale ou quasi-optimale pour le problème de batching et de picking et ceci en explorant systématiquement divers voisinages de l'actuelle solution. L'objectif est la minimisation de la distance totale du picking et ça tout en s'assurant que les substitutions du batch en respectent les contraintes des capacités des véhicules.

Étapes de l'Algorithme :

1. Initialisation :

- Déterminer la solution initiale basée sur le processus de batch qui respecte les contraintes de capacité des véhicules.
- Construire un itinéraire de picking initial pour la solution de batch actuelle.
- Définir la valeur de la fonction objectif basée sur la distance totale de picking de la solution initiale.
- Initialiser le nombre d'itérations t à 0 et count à 0.

2. Amélioration du Batch (Mutation et Échange) :

- Incrémenter le nombre d'itérations : $t = t + 1$.
- Appliquer une mutation à la solution de batch actuelle pour consolider rapidement les commandes en batchs, en vérifiant la conformité avec la capacité des véhicules. Si la nouvelle solution est valide et améliore la valeur objective, l'adopter comme nouvelle solution actuelle.
- Si la mutation n'apporte pas d'amélioration ou après la mutation, appliquer l'échange de batch pour explorer d'autres améliorations. L'échange de batch est moins efficace que la mutation mais peut encore contribuer à trouver de meilleures solutions.

3. Amélioration du Picking (Insertion et Échange) :

- Appliquer l'insertion de picking pour explorer une gamme plus large de solutions, en recalculant la distance totale de picking pour chaque nouvelle solution.
- Si aucune amélioration n'est trouvée, procéder à l'échange de picking pour peaufiner la solution, en recalculant à nouveau la distance totale de picking pour d'éventuelles améliorations.

4. Changement de Voisinage et Perturbation :

- Si la solution ne s'est pas améliorée ($\text{count} = 0$), effectuer une perturbation sur la solution actuelle pour échapper aux optima locaux. Cela implique un nombre déterminé de mutations basé sur un ratio spécifié du nombre de commandes.
- Après la perturbation, retourner à l'Étape 2 pour explorer de nouveaux voisinages avec potentiellement de meilleures solutions.

5. Terminaison :

- Vérifier si la condition de terminaison (par exemple, un nombre maximum d'itérations ou une qualité de solution satisfaisante) est atteinte. Si oui, terminer l'algorithme et retourner la meilleure solution trouvée.

-Si la condition de terminaison n'est pas atteinte, retourner à l'Étape 2 pour continuer le processus de recherche.

Pseudo-code :

Algorithm 1 Algorithme VNS pour le problème de batch et de picking

- 0: Initialiser : Construire la solution initiale de batch et de picking, calculer la valeur objective initiale.
- 0: Définir $t = 0$, $\text{count} = 0$.

1. Répéter :

- $t = t + 1$.
- Appliquer la mutation et/ou l'échange de batch, vérifier la capacité du véhicule, mettre à jour la solution si améliorée.
- Appliquer l'insertion et/ou l'échange de picking, vérifier la capacité du véhicule, mettre à jour la solution si améliorée, incrémenter count si améliorée.
- Si $\text{count} = 0$, appliquer une perturbation à la solution actuelle.

Jusqu'à ce que la condition de terminaison soit atteinte.

- 0: Retourner la meilleure solution trouvée.
-

Cette approche structurée assure que l'algorithme VNS explore une large gamme de solutions en alternant entre différentes structures de voisinage (mutation, insertion, échange) et en appliquant des perturbations pour échapper aux optima locaux. L'algorithme se concentre à la fois sur les phases de batch et de picking, avec des recalculs de la distance totale de picking après chaque changement, dans le but de minimiser la distance totale parcourue tout en adhérant aux contraintes de capacité des véhicules.

2.3.4 Stratégies de routage :

Pour déterminer les mouvements et chemins empruntés, plusieurs stratégies de routage peuvent être considérées pour ce problème, dans le but de réduire la distance totale de picking.

Des stratégies telles que S-Shape, Largest gap et même une stratégie combinée de ces deux premières sont envisagées. Cette dernière étant une combinaison des deux où, pour chaque allée dans un batch donné, la meilleure des deux stratégies sera utilisée, c'est celle que nous allons utiliser puisque meilleure ou égale au deux stratégies seules.

Nous allons maintenant expliquer exactement en quoi consistera la stratégie combinée ainsi que les stratégies S-Shape et Largest gap appliquées à une allée. Le S-Shape implique de traverser tous les rayons successivement, ignorant ceux sans items à récupérer. Largest gap consiste à parcourir les extrémités de chaque rayon et à faire demi-tour pour maximiser la distance non-parcourue dans chaque rayon.

Détail des stratégies de routage

S-Shape :

La stratégie S-Shaped consiste à traverser chaque allée qui contient des items à récupérer, en ignorant donc celles "vide" où il n'est pas nécessaire de passer.

Bien que cette stratégie ne soit pas très complexe, elle est particulièrement simple dans sa compréhension, son implémentation et son application pratique.

Largest gap :

La stratégie Largest gap quant à elle consiste à repérer la plus grande distance sans item dans chaque allée et à l'éviter en faisant demi-tour à la collecte du dernier item avant celle-ci ; seules les allées aux deux extrémités sont parcourues entièrement. Cela peut par ailleurs impliquer de ne pas entrer dans une allée dans le sens courant si cette plus grande distance se trouve en début d'allée (dans le sens courant, et en fin dans l'autre sens) et donc à en récupérer tous les items en entrant par l'autre sens de l'allée. Bien entendu, si une allée est vide on passe directement à la suivante également.

Bien qu'un peu plus complexe dans son implémentation et son application pratique, cette stratégie s'avère particulièrement utile lorsqu'il y a très peu d'items à récupérer dans une allée.

Stratégie Combinée :

Dans cette stratégie donc, le choix de la stratégie à utiliser pour chaque allée est fonction de la distribution des commandes dans celle-ci, mais également de la distribution des commandes dans la suivante. En effet, selon la disposition des commandes de l'allée suivante vers une extrémité ou l'autre il peut être plus intéressant de parcourir l'allée dans son entièreté ou de faire demi-tour. Combinaison des stratégies S-shape et Largest Gap pour optimiser le parcours dans chaque batch. Choisir la stratégie en fonction de la distribution des commandes dans l'allée.

1. Analyse des Batches :

Examiner la distribution des commandes dans chaque batch pour déterminer quelle stratégie serait la plus efficace.

2. Adaptation Flexible :

Utiliser la stratégie S-Shape pour les allées nécessitant un parcours complet et la stratégie Largest Gap pour les allées avec des "gaps" significatifs. Adapter la stratégie en temps réel en fonction des conditions rencontrées dans l'entrepôt.

3. Optimisation du Parcours :

Combiner les avantages des deux stratégies pour minimiser la distance totale de picking et le temps passé dans les allées.

Stratégie S-shape :

Idéale pour les entrepôts avec des allées longues et sans blocage à l'extrémité. Le préparateur de commandes parcourt chaque allée en entier avant de passer à la suivante.

1. Identification des Allées Concernées :

Analyser la disposition des commandes pour identifier les allées qui nécessitent d'être parcourues. Ignorer les allées sans articles à récupérer.

2. Parcours des Allées :

Le préparateur de commandes entre dans chaque allée sélectionnée et la parcourt entièrement, en collectant les articles sur son chemin. À la fin de l'allée, passer à la suivante en suivant le même processus.

3. Application :

Cette stratégie est particulièrement efficace dans les entrepôts avec des allées longues et dégagées, où le parcours complet de l'allée est nécessaire.

Stratégie Largest Gap :

Utilisée lorsque des allées sont partiellement bloquées ou quand il est inefficace de parcourir toute l'allée. Le préparateur va jusqu'au plus grand espace sans picking dans l'allée avant de faire demi-tour.

1. Évaluation des Allées :

Déterminer les points de picking dans chaque allée et identifier le plus grand "gap" sans articles à récupérer.

2. Parcours Optimisé :

Le préparateur entre dans l'allée et se dirige vers le point le plus éloigné avant le "gap" identifié. Faire demi-tour au point du "gap" pour minimiser la distance parcourue dans des zones non productives.

3. Application :

Cette méthode est idéale pour les allées partiellement bloquées ou les allées où le parcours complet n'est pas nécessaire.

2.3.5 L'algorithme de descente

Algorithm 2 Descente de gradient

```
repeat
  for Chaque solution du voisinage do
    if La solution est réalisable then
      Appliquer la stratégie de routage choisie et évaluer la solution.
      if La solution est la meilleure solution améliorante then
        La solution est gardée en mémoire, remplaçant la précédente.
      end if
    end if
  end for
  if Il existe une solution voisine améliorante réalisable then
    Cette solution devient la nouvelle solution améliorante.
  end if
until Il n'existe aucune solution voisine améliorante réalisable
```

References

- [1] Babiche Aerts, Trijntje Cornelissens, and Kenneth Sörensen. The joint order batching and picker routing problem: Modelled and solved as a clustered vehicle routing problem. *Computers & Operations Research*, 129:105168, 2021.
- [2] Dimitris Bertsimas and John Tsitsiklis. Simulated annealing. *Statistical science*, 8(1):10–15, 1993.
- [3] Hadi Charkhgard and Martin Savelsbergh. Efficient algorithms for travelling salesman problems arising in warehouse order picking. *The ANZIAM Journal*, 57(2):166–174, 2015.
- [4] A Claus. A new formulation for the travelling salesman problem. *SIAM Journal on Algebraic Discrete Methods*, 5(1):21–25, 1984.

- [5] Carlos Eduardo Ferreira, Alexander Martin, C Carvalho de Souza, Robert Weismantel, and Laurence A Wolsey. The node capacitated graph partitioning problem: a computational study. *Mathematical programming*, 81:229–256, 1998.
- [6] Fred Glover. Tabu search: A tutorial. *Interfaces*, 20(4):74–94, 1990.
- [7] Pierre Hansen, Nenad Mladenović, Jack Brimberg, and José A Moreno Pérez. *Variable neighborhood search*. Springer, 2019.
- [8] Manfred Padberg and Ting-Yi Sung. An analytical comparison of different formulations of the travelling salesman problem. *Mathematical Programming*, 52(1-3):315–357, 1991.
- [9] André Scholz, Sebastian Henn, Meike Stuhlmann, and Gerhard Wäscher. A new mathematical programming formulation for the single-picker routing problem. *European Journal of Operational Research*, 253(1):68–84, 2016.
- [10] Abdel Aziz Taha and Allan Hanbury. An efficient algorithm for calculating the exact hausdorff distance. *IEEE transactions on pattern analysis and machine intelligence*, 37(11):2153–2163, 2015.