



Munich Personal RePEc Archive

Cobweb heuristic for Solving Multiobjective Vehicle Routing Problem

Okitonyumbe Y.F., Joseph and Ulungu, Berthold E.-L.

Institut Supérieur Pédagogique de Mbanza-Ngungu, Institut
Supérieur des Techniques Appliquées de Kinshasa

December 2014

Online at <https://mpra.ub.uni-muenchen.de/66193/>
MPRA Paper No. 66193, posted 26 Aug 2015 13:22 UTC

Résolution du problème multi-objectif de tournées de distribution par l'algorithme de toile d'araignées

Joseph OKITONYUMBE Y. F.

Département de Mathématiques & Informatique, ISP/Mbanza-Ngungu République Démocratique du Congo
E-mail : josephfak@ispmbanza-ngungu.com

Berthold ULUNGU E.-L.

ISTA/Kinshasa République Démocratique du Congo
E-mail : Ulungu.berthold@gmail.com

Résumé : *La résolution du problème multi-objectif de tournées de distribution (MOVVP) par des méthodes dites exactes présente beaucoup de difficultés pour des instances de moyenne et grande dimensions. S'inspirant de l'une de trois approches identifiées par Ulungu & Teghem, à savoir l'approche méthodologique, pour résoudre les problèmes d'optimisation combinatoire multi-objectif et du comportement des araignées tissant des toiles nous concevons, à travers cet article, une hybridation de quatre heuristiques dédiées au problème VRP mono-objectif grâce à la méthode du repère préférentiel de dominance : algorithme de toile d'araignées. Un exemple didactique valide notre démarche.*

Mots clés : Gains, Heuristique, Hybridation , Problème multi-objectif de tournées de distribution, Solution efficace, Repère préférentiel de dominance.

Cobweb heuristic for Solving Multiobjective Vehicle Routing Problem

Abstract : *Solving the multiobjective vehicle routing problem (MOVVP) by exact methods present many difficulties for average and large size instances. Inspired by one of three approaches identified by Ulungu & Teghem, namely the methodological approach for solving multi-objective combinatorial optimization problems and behavior of spiders weaving webs we conceive, through this paper, hybridization of four inscribed heuristics to classical VRP with dominance preferential mark method : cobweb algorithm. A didactic example validates our approach.*

Keyword : Saving, Heuristic, Hybridization, Multiobjective Vehicle Routing Problem, efficient solutions, Dominance preferential reference mark method.

1° Introduction

Le problème multi-objectif de tournées de véhicules consiste à organiser la distribution d'un produit ou gamme de produits donnés à un ensemble des clients dont la demande est connue, à partir d'un entrepôt fixe de manière à optimiser un ensemble de fonctions objectif données. Nous consacrons cet article à l'hybridation de quelques heuristiques dédiées aux problèmes VRP mono-objectif, afin de concevoir un algorithme adapté au contexte multi-objectif conformément à l'une de trois directions de recherche identifiées par Ulungu et Teghem (Ulungu & Teghem, 1994), à savoir la direction méthodologique, pour résoudre les problèmes d'optimisation combinatoire multi-objectif.

Nous nous sommes inspirés du comportement des araignées, tissant des toiles, le plus souvent pour un objectif de chasse. Les toiles les plus élaborées, en particulier celles des araignées orbitales, auxquelles nous faisons allusion ici, s'élèvent au-dessus du sol et sont orientées de manière à intercepter les insectes en vol.

Dans certains cas, plusieurs araignées peuvent réaliser ensemble une grande toile, mais c'est une exception : les araignées sont rarement sociales. C'est cette solidarité rare qui intéresse notre analogie : prise individuellement, chaque toile symbolise une heuristique dédiée au VRP mono-objectif. Mises ensemble, elles constituent une grande toile de chasse que représente l'algorithme de toile d'araignées obtenue par hybridation des heuristiques que nous présentons ci-après. Les insectes, proies des araignées dessinent les solutions efficaces générées par la méthode.

2° Formulation mathématique du problème multi-objectif de tournées de véhicules

Soient K fonctions objectif et v véhicules de livraison de capacité maximale Q destinés à desservir l'ensemble V de n clients et du dépôt pendant une durée maximale T . La formulation mathématique du problème multi-objectif de tournées de distribution est donné par le problème (P) :

$$(P) \equiv \left\{ \begin{array}{l} \text{"min"} \sum_{k=1}^v \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n c_{ij}^t x_{ijk} \quad t = 1, 2, \dots, K \\ \sum_{k=1}^v \sum_{j=0}^n x_{ijk} = 1 \quad \forall i \in V \setminus \{0\} \quad (1) \\ \sum_{i=0}^n x_{ijk} = \sum_{j=0}^n x_{jlk} \quad \forall l \in V \setminus \{0\}, \quad k = 1, 2, \dots, v \quad (2) \\ \sum_{j=1}^n x_{ojk} = 1 \quad k = 1, 2, \dots, v \quad (3) \\ \sum_{i=0}^n x_{io k} = 1 \quad k = 1, 2, \dots, v \quad (4) \\ \sum_{i=1}^n \sum_{j=0}^n q_i x_{ijk} \leq Q \quad k = 1, 2, \dots, v \quad (5) \\ \sum_{i=1}^n \sum_{j=0}^n s_i x_{ijk} + \sum_{i=0}^n \sum_{j=0}^n t_{ij} x_{ijk} \leq T, \quad k = 1, 2, \dots, v \quad (6) \\ \sum_{i \in U} \sum_{j \in U} x_{ijk} \geq \sum_{j=1}^n x_{ljk}, \quad \forall U \subset V \setminus \{0\}, l \in U; \quad k = 1, 2, \dots, v \quad (7) \\ x_{ijk} \in \{0, 1\} \quad \forall i, j \in V, \quad i \neq j, \quad k = 1, 2, \dots, v \quad (8) \end{array} \right.$$

Signification des contraintes :

- (1) Chaque client $i \in V \setminus \{0\}$ est visité une et une seule fois,
- (2) Si le véhicule l arrive (n'arrive pas) chez le client j il en repart (il n'y a pas de départ),
- (3) et (4) Chaque véhicule l part et revient au dépôt,
- (5) Respect de la capacité Q des véhicules, (6) Respect
- de la durée maximale T des tournées,
- (7) Elimination des sous-tours pour garantir la connexité des tournées,
- (8) L'optimisation est combinatoire.

Ce problème relève de l'optimisation combinatoire multi-objectif. Il s'agit de trouver tout ou une partie de $E(P)$. Il serait illusoire de le résoudre par des méthodes exactes à cause de la complexité provenant tant du nombre de fonctions objectif, des contraintes que de la nature des variables de décision. L'utilisation d'une heuristique est requise. Dès lors, c'est une bonne approximation $\overline{E(P)}$ de $E(P)$ qu'il s'agit de générer.

3° Heuristiques hybridées

Les heuristiques hybridées avec la méthode du repère préférentiel de dominance sont : l'heuristique des économies de Clarke & Wright (Clarke & Wright, 1964), Heuristiques d'insertion (Mole & Jameson, 1976) et (Toth & Al., 2002), Heuristiques à deux phases (Gillett & Miller, 1974) ainsi que l'heuristique de recherche locale (Teghem, 2012). Une description beaucoup plus complète de ces heuristiques VRP mono-objectif, avec

une analyse comparative de leur performance, peut être trouvée dans le chapitre 5 de Toth & al. (Toth & Al., 2002) et dans Brasseur & al. (Brasseur & Al., 2002) Toutes ces heuristiques sont hybridées avec à la méthode du repère préférentiel de dominance (Okitonyumbe 2012) et (Okitonyumbe & Ulungu, 2013).

3.1° Heuristiques à deux phases

La plupart de ces heuristiques sont basées sur les principes suivants

1° Former d'abord une partition de clients :

$$V \setminus \{0\} = \bigcup_{j \in J} I_j, \quad I_j \cap I_k = \emptyset \quad \forall k \neq j$$

2° Déterminer ensuite la meilleure tournée sur chaque sous-ensemble I_j , par exemple par la résolution d'un problème TSP sur l'ensemble $I_j \cup \{0\}$.

Ces heuristiques sont connues sous le nom "cluster-first, route-second".

Il existe aussi des heuristiques "route-first, cluster-second" qui elles forment d'abord un seul tour comprenant tous les clients (problème TSP sur V) et partitionnent ce tour en plusieurs tournées admissibles. Cette approche est cependant moins utilisée. Une façon élémentaire de construire la partition du point 1° ci-dessus est l'approche de balayage ("sweep algorithm") (Edwards, 2005). Elle consiste : - à représenter les clients $i = 1, \dots, n$ par leurs coordonnées polaires (θ_i, ρ_i) , en affectant la valeur $\theta_i = 0$ à un client arbitraire et à ranger les clients par ordre croissant des θ_i ;

- à parcourir le plan regroupant les clients dans cet ordre pour former un sous-ensemble I_j tant que la contrainte de capacité est vérifiée.

3.2° L'heuristique de Clarke & Wright

C'est une des toutes premières heuristiques proposées pour le CVRP ou DCVRP avec un nombre indéterminé de véhicules, mais aussi la plus connue (Brasseur & Al., 2002). Très simple, elle reste une méthode de base qui a connu d'une part de nombreuses variantes visant à l'améliorer et d'autre part de nombreuses adaptations à d'autres problèmes VRP, par exemple le VRP/TW. Son principe est basé sur le calcul de gains ("savings") réalisés en réunissant deux tournées partielles. A l'initialisation, chaque client $i \in V \setminus \{0\}$ engendre une route $(o - i - o)$ le reliant par un aller-retour au dépôt. A partir de deux de ces routes pour deux clients i et j , il est élémentaire de calculer le gain s_{ij} réalisé en formant une seule route $(o - i - j - o)$:

$$s_{ij} = c_{io} + c_{oj} - c_{ij}; \quad i, j \in V \setminus \{0\}; i \neq j.$$

Ce gain reste le même si deux routes (o, \dots, i, o) et (o, j, \dots, o) sont fusionnées en la route $(o, \dots, i, j, \dots, o)$

L'étape initiale de la méthode de Clarke et Wright consiste donc à calculer la matrice des gains $(s_{ij}, i, j \in V \setminus \{0\}, i \neq j)$

Pour la construction des tournées, deux versions sont possibles : la version parallèle qui élabore les différentes tournées simultanément et la version séquentielle qui construit les tournées l'une après l'autre.

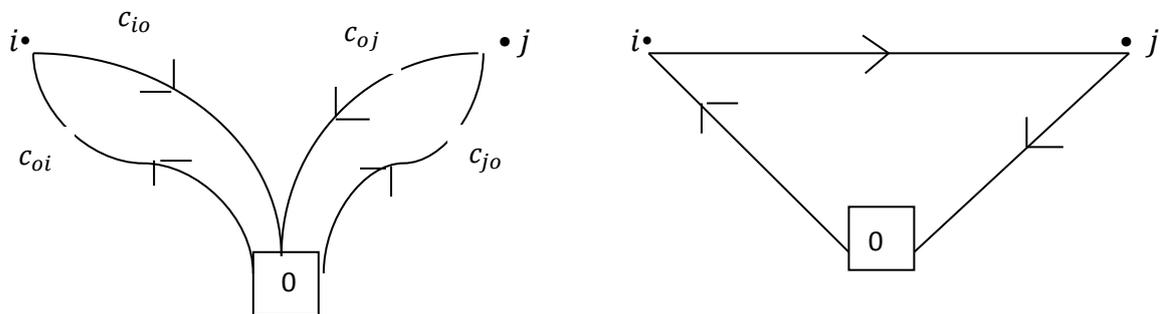


Figure 1 : Principe de l'heuristique de Clarke & Wright

Calcul des gains s_{ij}

Dans les deux versions, une fois effectuée la liaison entre deux clients, elle est définitive : cette heuristique peut donc être considérée comme une heuristique gloutonne. Dans la version parallèle, les gains s_{ij}

sont considérés dans l'ordre décroissant et la première tournée $(o - i - j - o)$ qui est admissible, c'est-à-dire vérifiant les contraintes de capacité, d'autonomie,... est formée. Le processus est poursuivi jusqu'au moment où tous les clients sont intégrés dans une des tournées formées. Dans la version séquentielle, après avoir à la première étape engendré une tournée partielle $(o - i - j - o)$ sur base du plus grand gain admissible, seuls les gains s_{ki} et s_{jl} sont considérés pour prolonger la tournée soit en $(o - k - i - j - o)$ soit en $(o - i - j - l - o)$, à condition bien sûr que ces tournées restent admissibles. A chaque itération, l'ajout d'une ville en première ou en dernière position correspondant au plus grand gain admissible est réalisé jusqu'au moment où cette tournée ne peut plus être prolongée sans violer les contraintes. Dans ce cas, une autre tournée est construite à l'aide des clients non encore affectés. La version parallèle semble souvent donner de meilleurs résultats. Remarquons qu'une faiblesse de l'heuristique de Clarke et Wright est de souvent créer des routes circulaires autour du dépôt. Plusieurs tentatives d'y remédier ont été proposées, notamment en modifiant les gains

$$s'_{ij} = c_{io} + c_{oj} - \lambda c_{ij} \text{ à l'aide d'un paramètre } \lambda \text{ à fixer.}$$

3.3° Heuristiques d'insertion

De nombreuses heuristiques sont basées sur le principe d'insertion d'un client au sein d'une tournée partielle.

Donnons en un exemple simple (Laporte & Ibrahim, 1995), même si d'autres heuristiques d'insertion plus sophistiquées se révèlent souvent plus efficaces (cf. chapitre 5 de Panozzo & Al., 1999). Les tournées sont construites séquentiellement.

Soit une tournée partielle $(0 - i - j - 0)$ et p un client non encore affecté. Pour chaque client p , la meilleure insertion entre deux clients adjacents i et j de la tournée partielle est déterminée à l'aide de la formule :

$$\min_{(i,j)} \alpha(i, p, j) = c_{ip} + c_{pj} - \lambda c_{ij}$$

et soit (i_p, j_p) le couple correspondant à la plus petite valeur $\alpha(i, p, j)$ d'une insertion admissible.

Une optimisation sur p est alors réalisée à l'aide de

$$\max_p \mu c_{op} - \alpha(i_p, p, j_p)$$

pour déterminer quel client p insérer entre les clients (i_p, j_p) .

Différentes valeurs de λ et μ peuvent être explorées ; le cas particulier $\lambda = 1$ et $\mu = 0$ consiste à choisir l'insertion qui augmente le moins la longueur de la tournée partielle.

En mettant ensemble ces différentes heuristiques, nous pouvons arborer l'algorithme des toiles d'araignées de la manière suivante, en vue de nous permettre de traiter le problème VRP dans son aspect MOCO.

4° Méthode du Repère Préférentiel de Dominance (MRPD) :

4.1° Définitions

1. On appelle repère préférentiel de dominance d'une solution a , un repère orthonormé d'origine a , divisant l'espace en quatre zones de préférence conformément au schéma de la figure ci-contre

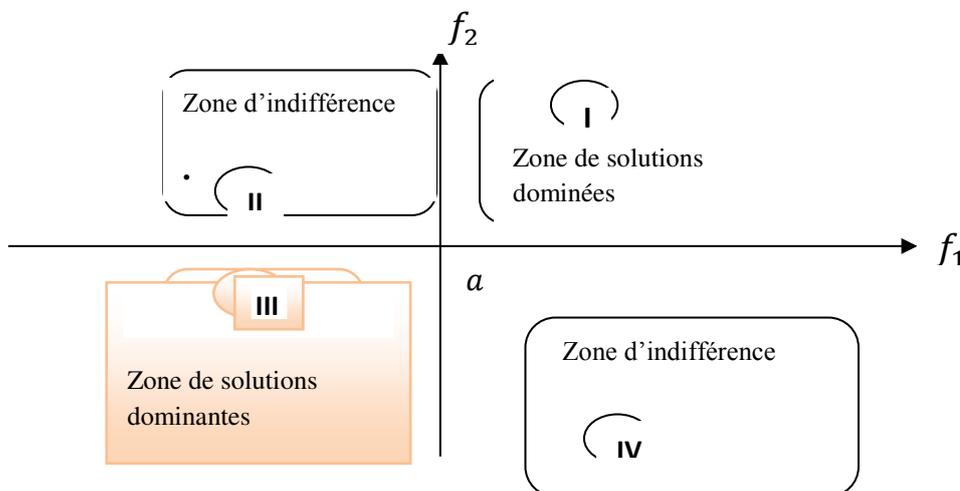


Fig. 2 : Zones de préférences exprimant la relation de dominance autour de a

2. Considérons O l'espace des objectifs d'un problème MOCO et $z_1, z_2 \in O$ et $V(z_1)$ un voisinage de z_1 . On dit que la solution $z_2 \in V(z_1)$ améliore certainement z_1 si z_2 est situé dans la zone de solutions dominantes du repère préférentiel de z_1 . Dans ce cas, la probabilité d'acceptation de z_2 vaut 1. Elle améliore z_1 avec une probabilité d'acceptation ρ , ($0 < \rho < 1$) lorsqu'elle est située dans une zone d'indifférence du repère préférentiel de dominance de z_1 . Et avec une probabilité d'acceptation nulle dans la zone de solutions dominées. En d'autre terme, pour un problème combinatoire dont le sens d'optimisation est (min-min), si $\rho \equiv \mathbb{P}[\text{acceptation du voisin } z_2 \text{ de } z_1]$ alors :

$$\begin{cases} \rho = 1 & \text{si } z_2 \in \text{III} \\ 0 < \rho < 1 & \text{si } z_2 \in \text{II} \cup \text{IV} \\ \rho = 0 & \text{si } z_2 \in \text{I} \end{cases}$$

4.2° Etapes de l'algorithme (Okitonyumbe Y.F., 2012 & 2013)

Input:

D : Ensemble de solutions admissibles du problème P

$O = F(D) = (f_i(a))_{i=1,\dots,m}, a \in D$.

Output: $E(P)$: Ensemble de solutions efficaces du problème P.

Début

$E(P) \leftarrow \emptyset$

Représenter graphiquement O

Tant que $O \neq \emptyset$ faire

 Choisir z dans O

 Tracer le repère préférentiel de dominance de z

Pour tout z' dans $O \setminus \{z\}$ faire

Si z' est situé dans la zone des solutions dominantes du repère

 préférentiel de dominance de z alors

$E(P) \leftarrow E(P) \cup \{z'\}$

$O \leftarrow O \setminus \{z'\}$

Fin si

Si z' est situé dans la zone des solutions dominées du repère

 préférentiel de dominance de z alors

$O \leftarrow O \setminus \{z'\}$

Fin si

Si la zone des solutions dominantes du repère préférentiel de dominance de z est vide alors

$E(P) \leftarrow E(P) \cup \{z'\}$

$O \leftarrow O \setminus \{z'\}$

Fin si

Fin pour tout

SI z' est situé dans une zone d'indifférence du repère préférentiel de dominance de z alors

$z \leftarrow z'$

$E(P) \leftarrow E(P) \cup \{z'\}$

$O \leftarrow O \setminus \{z'\}$

Fin si

Fin tant que

Choisir z dans $E(P)$

Tracer le repère préférentiel de dominance de z

Pour tout z' dans $E(P) \setminus \{z\}$ faire

Si z' est situé dans la zone des solutions dominantes du repère

 préférentiel de dominance de z alors

$E(P) \leftarrow E(P) \setminus \{z\}$

Fin si

Si z' est situé dans la zone des solutions dominées du repère

 préférentiel de dominance de z alors

```

E(P) ← E(P) \ {z'}
Fin si
Fin pour tout
Afficher E(P)
Fin

```

5° Algorithme de toile d'araignées

Considérons les fonctions suivantes :

- ✚ Repref (A,B) : renvoie l'ensemble de solutions efficaces de la matrice des gains en distance A et la matrice B des gains en priorité par la méthode du repère préférentiel de dominance.
- ✚ Card (A) : renvoie le nombre d'éléments de l'ensemble A.
- ✚ Insert (x,y) : renvoie une tournée z où le client y a été inséré dans la route x sur base de l'heuristique d'insertion.
- ✚ Capacity (r) : renvoie la somme de demandes des clients visités sur la route r.
- ✚ Rechloc (P) : renvoie une flotte qui améliore les tournées de P par l'heuristique de recherche locale.
- ✚ Len (t) : renvoie la longueur de la tournée t.
- ✚ Priority (t) : renvoie la valeur de la somme des priorités des clients visités par la tournée t.

```

Input : A l'ensemble de n clients

La matrice (dij) des distances entre clients (i=0, ..., n; j=0, ..., n)
La matrice (p0j) des priorités des clients (i=1, ..., n)
La capacité C des véhicules (constante)
Le vecteur des demandes (di) des clients, (i=1, ..., n)

Output : Ensemble P des tournées de compromis
Le triplet (longueur, prior, taille) correspondant à la longueur d'une flotte, la somme des priorités de ses clients et sa taille

Début
Pour i=1 à n faire
  Pour j=1 à n faire
    δij ← di0+d0j - dij
    pij ← p0i+p0j
  Suivant j
Suivant i
depart←(0,0)
E ← RePref ((δij), (pij))
B ← {x/x est un client visité par une tournée t ∈ E}
Part ← {P/P est une partition de B}
A ← A \ B
Choisir P ∈ Part
taille← Card (P)
Tant que A ≠ ∅ faire
  Choisir a dans A
  testinsert ← faux
  Pour tout r dans P faire
    Si capacité (Insert (r,a)) ≤ C alors
      r ← Insert (r,a)
      testinsert ← vrai
    Fin si
  Suivant r
  Si testinsert = faux alors
    r' ← Insert (depart, a)
    P ← P ∪ {r'}
    taille ← taille + 1
  Fin si
  A ← A \ {a}
Fin tant que
P ← RechLoc (P)
Longueur← 0
Prior ← 0
Pour tout r dans P faire

```

Longueur ← Longueur + **Len**(r)
 Prior ← Prior + **Priority**(r)
Suivant r
 Afficher (Longueur, Prior, taille)
Fin

6° Exemple didactique

6.1° Données du problème

Une industrie pharmaceutique disposant d'un entrepôt (0) lance un nouveau produit sur le marché ; elle dispose d'une offre de véhicules de livraison d'une capacité maximale de huit tonnes chacun. Les demandes d_i ($i = 1, 2, \dots, 15$) des clients se présentent dans le tableau suivant, les distances étant symétriques et vérifiant l'inégalité triangulaire. Les priorités des clients sont chiffrées de 1 à 15 et attribuées suivant un ordre décroissant des arrivées de demandes.

Tableau 1 : matrice de distances (km) et demandes en tonnes

N°	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
0	-	15	28	30	22	27	21	22	20	36	63	120	22	63	12	27
1		-	21	32	32	41	35	32	22	48	25	37	18	25	22	22
2			-	18	30	46	47	50	42	45	54	40	45	54	18	20
3				-	18	36	43	52	50	24	42	56	49	42	40	36
4					-	18	27	40	40	21	12	43	38	12	30	45
5						-	16	33	42	15	51	72	45	51	38	37
6							-	18	30	32	23	65	40	23	58	40
7								-	15	35	53	37	39	53	30	46
8									-	28	52	38	40	52	32	43
9										-	43	25	42	43	39	61
10											-	40	53	35	64	65
11												-	62	26	42	37
12													-	33	33	38
13														-	62	25
14															-	36
d_i	-	3	3	4	2	4	2	3	4	5	3	4	2	5	4	3

Tableau 2 : Priorités des clients

Customer	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
Priority	15	14	13	12	11	10	9	8	7	6	5	4	3	2	1

6.2° Préoccupations du décideur :

Organiser des tournées de distribution qui

- minimisent les distances parcourues ;
- minimisent la taille de la flotte ;

- maximisent les priorités de clients.

6.3.2° Solutions efficaces

L'ensemble de solutions efficaces $E(P)$ est : $E_1(P) = \{(22,29), (40,27), (53,21), (98,20), (108,19), (143,11)\}$ Correspondant respectivement aux tournées (0-1-2-0), (0-2-3-0), (0-1-10-0), (0-1-11-0), (0-2-11-0) et (0-10-11-0) de capacités respectives : 6, 7, 6, 7, 7, 7. Ces tournées sont incompatibles car seul le client 3 est visité une fois ; d'où la reconstruction des routes.

6.3.3° Reconstruction des routes sous contrainte de capacité

L'ensemble des clients correspondant à $E_1(P)$ est $B=\{1, 2, 3, 10, 11\}$. Une partition de ces clients est formée des ensembles : $\{1, 2\}$, $\{3\}$, $\{10, 11\}$ correspondant aux tournées : (0-1-2-0), (0-3-0), (0-10-11-0). Prenant un client non affecté au hasard, 5 par exemple, l'unique insertion possible est : (0-3-5-0) d'une demande totale de 8 tonnes. Prenant un autre client au hasard : 12, une bonne insertion possible est : (0-12-1-2-0) de capacité 8 tonnes. Poursuivant la même démarche, on obtient finalement : (0-6-4-14-0), (0-7-8-0), (0-13-15-0) et (0-9-0) correspondant respectivement aux demandes de 8, 7, 8 et 5 tonnes chacune. Une amélioration de cette solution est la permutation et réinsertion des clients 3 et 14. Ce qui donne finalement : (0-12-1-2-0), (0-5-14), (0-10-11-0), (0-3-4-6-0), (0-7-8-0), (0-13-15-0) et (0-9-0)

Tableau 4 : Récapitulation de tournées avec capacité, longueur, priorité et taille de la flotte :

N°	Roads	Length in Km	Capacity in Ton	Priority	fleet height
1	(0-12-1-2-0)	89	8	41	1
2	(0-5-14-0)	77	8	24	1
3	(0-10-11-0)	223	7	11	1
4	(0-3-4-6-0)	96	8	16	1
5	(0-7-8-0)	57	7	17	1
6	(0-13-15-0)	115	8	4	1
7	(0-9-0)	72	5	7	1
8	TOTAL	729	51	120	7

7° Résultats et discussions

En utilisant le même raisonnement, avec la partition $\{1, 2\}$, $\{3, 10\}$, $\{11\}$, nous avons deux solutions qui sont : (862,120,7) et (887,120,7). Avec la partition $\{1\}$, $\{2,3\}$, $\{10,11\}$ nous avons la solution : (782,120,7), avec $\{1,3\}$, $\{2,10\}$, $\{11\}$ nous obtenons encore deux solutions : (800,120,7) et (792,120,7), avec $\{1,3\}$, $\{2,11\}$, $\{10\}$, la solution trouvée est (759,120,7), pour $\{1,10\}$, $\{2,11\}$, $\{3\}$, on a (723,120,7) et enfin, pour $\{2,10\}$, $\{1,11\}$, $\{3\}$ nous avons (750,120,7).

Le décideur doit choisir entre les neuf solutions :

(729, 120,7), (862,120,7), (887,120,7), (782,120,7), (800,120,7), (792,120,7), (759,120,7), (723,120,7) et (750,120,7). Mais la meilleure solution est : (723,120,7) car elle domine toutes les autres.

8° Conclusion

Dans cet article, nous venons de concevoir une hybridation de quatre heuristiques dédiées au problème classique de tournée de distribution avec notre méthode du repère préférentiel de dominance pour résoudre efficacement le problème dans le nouveau contexte multi-objectif. Cette nouvelle heuristique multi-objectif dénommée algorithme de toile d'araignées est hybridation générale, globalisante, homogène de haut niveau et relais. Elle est générale par ce que les algorithmes mis en jeu travaillent tous à résoudre le même problème; globalisante parce que les méthodes hybridées recherchent dans tout l'espace des objectifs; elle est aussi de haut niveau dans ce sens que le fonctionnement interne « normal » des heuristiques n'est pas modifié. Le relais se justifie par le fait que les heuristiques sont lancées l'une après l'autre, chacune prenant la sortie produite par la précédente et homogène car l'hybridation se fait entre plusieurs instances d'une même heuristique.

L'originalité de cette méthode réside sur le fait de garder toujours l'aspect multi-objectif du problème étudié et de n'avoir jamais traité un problème d'optimisation mono-objectif alors que la plupart de résultats trouvés dans la littérature agrègent les différents objectifs en un objectif unique grâce à une fonction scalarisante et aux poids fournis par le décideur. Du fait que le domaine d'admissibilité D n'est pas convexe en optimisation combinatoire, ces méthodes d'agrégation ne génèrent qu'un sous ensemble de solutions efficaces dites supportées, les solutions non supportées échappent à leur vigilance. Une piste de recherche ouverte ici est l'implémentation de cet algorithme dans un langage de programmation approprié.

9° bibliographie

M. Brasseur, F. Seynhaeve et E-G Talbi. Design of multi-objective evolutionary algorithms: application to the flow shop. *In congress off evolutionary capitation, Honolulu Hawaii, IEEE service center USA, 2002.*

O. Clarke et J. Wright, Scheduling of Vehicles from a Central Depot to a Number of Delivery Points, *Operations Research*, vol. 12, n° 4, pp. 568-581, 1964.

M. Dror Arc routing: theory, solutions and applications. *Kluwer*, Boston, 2000.

Edwards, J., Diving into Pool Distribution, *In bound Logistics Online*, Jun 2005.

B.E. Gillett and L.R. Miller, A Heuristic Algorithm for the Vehicle-Dispatch Problem, *Operations Research*, vol. 21, pp. 340-349, 1974.

B.L. Golden and A.A. Assada, Vehicle Routing: methods and studies, *North Holland*, Amsterdam, 1988.

Golden, Bruce, Introduction to and Recent Advances in Vehicle Routing Methods, *In Transportation Planning Models*, sous la dir. de Michael Florian, p. 383-449. Amsterdam: North Holland Publishing, 1984.

G. Laporte et Ibrahim Osman, Routing Problems : A Bibliography, *Annals of Operations Research*, vol. 61, pp. 227-262, 1995.

R.H. Mole and S.R. Jameson, A sequential route-building algorithm employing a generalized saving criterion. *Operational Research Quaterly*, 27: 503-511, 1976.

Y.F. Okitonyumbe and E.L. Ulungu, Nouvelle caractérisation des solutions efficaces des problèmes d'optimisation combinatoire multi-objectif. *Revue Congolaise des Sciences Nucléaires*, 27, Décembre 2013.

Y.F. OKITONYUMBE, Optimisation combinatoire multi-objectif : Méthodes exactes et métaheuristiques, Dissertation de DEA, Mathématiques Appliquées, Université Pédagogique Nationale, Kinshasa/RD CONGO, Septembre 2012

G. Panozzo, G. Minotto et A Barizza, Transport et distribution de produits alimentaires: situation actuelle et tendances futures. *International Journal of Refrigeration*, vol. 22, pp. 625-639, 1999.

J. Teghem, Recherche opérationnelle Tome1 : Méthodes d'optimisation, *Ellipses* 2012.

Toth, Paolo et D. Vigo : The Vehicle Routing Problem. *Philadelphia: Society for Industrial and Applied Mathematics*, 2002.

B. Ulungu E.L., J. Teghem, Multi-objective Combinatorial Optimization Problems : A Survey, *Journal of Multi-criteria Decision Analysis*, volume 3, pages 83-104, 1994.