

APPROCHE TABOU POUR LA RESOLUTION DU PROBLEME DE TOURNEES DE VEHICULES AVEC DOUBLE-FENETRE TEMPORELLE POUR LE DEPOT ET USAGE MULTIPLE DE VEHICULES

Issam NOUAOURI, Sonia HAJRI-GABOUJ

Unité de Recherche URAII, INSAT-Tunis, Centre
Urbain Nord B.P. N°676, 1080 Tunis Cedex

issam.nouaouri@fsa.univ-artois.fr

sonia.gabouj@insat.rnu.tn

Najoua DRIDI

Unité de Recherche OASIS, ENIT, BP. 37,

Le belvédère1002, Tunis

najoua.dridi@enit.rnu.tn

RESUME : *Dans cet article, nous traitons un problème réel d'une entreprise pétrolière. Celle-ci s'intéresse à la minimisation du nombre de véhicules qu'elle sous-traite, pour servir la demande de sa clientèle. A l'unique dépôt de desserte, est associé une fenêtre temporelle pour le voyage des véhicules, dans laquelle s'inscrit une deuxième fenêtre, plus réduite, pour le chargement en carburant. Le problème consiste à construire et à affecter plusieurs tournées à chacun des véhicules tout en respectant les contraintes de temps et de capacité. Il s'agit du problème de tournées de véhicules avec double-fenêtre temporelle pour le dépôt et à usage multiple de véhicules (VRPDM). Afin de résoudre ce problème, nous avons développé une méthode de recherche tabou hybridée avec une nouvelle heuristique d'affectation des tournées aux véhicules. Les résultats expérimentaux, comparés à ceux obtenus dans la littérature, montrent l'efficacité de l'approche proposée.*

MOTS-CLES : *Optimisation des tournées de véhicules ; Double-fenêtre temporelle ; Usage multiple de véhicules ; Recherche tabou.*

1. INTRODUCTION

De nos jours, la nécessité d'une excellente stratégie de distribution, dans des marchés extrêmement concurrentiels, n'est plus à faire valoir. Une telle stratégie doit reposer sur une gestion à la fois effective et efficace du système de transport. Or, cette gestion pose une variété de problèmes: dimensionnement, planification et routage des moyens de distribution et plus particulièrement routage des véhicules (Halse K., 1992).

Le problème général de routage de véhicules (VRP) a été introduit par Dantzig et Ramser en 1959 (Dantzig et Ramser J.H., 1959). Il est caractérisé par un ensemble de nœuds, représentant des clients ou des fournisseurs, à desservir par un nombre non restreint de véhicules homogènes. Les véhicules partent d'un seul nœud (le dépôt) et chaque nœud n'est visité qu'une seule fois (Charon I. et al., 1996). L'objectif est de construire des tournées pour ces véhicules qui soient à la fois faisables et de moindre coût (Taillard E. et al., 1995).

Néanmoins, dans la réalité industrielle, chaque entreprise se trouve confrontée à son propre lot de caractéristiques spécifiques de distribution, ouvrant le champ devant un large éventail de problèmes de

routage. Ainsi, on s'intéresse à un problème spécifique de routage à usage multiple de véhicules (VRPM). Dans le VRPM de base, chaque véhicule se voit affecté plusieurs tournées sur l'horizon de planification. Ce choix constitue l'unique option pratique envisageable, lorsque les tournées sont de courte durée et qu'en plus, les coûts fixes d'exploitation des véhicules sont assez importants (Taillard E. et al., 1995)

Dans ce contexte, nous considérons un problème réel d'une entreprise pétrolière, qui sous-traite des véhicules pour servir un ensemble de clients. Elle dispose d'un unique dépôt. La particularité de ce dépôt consiste en sa double-fenêtre temporelle. Une première fenêtre pour le voyage des véhicules, dans laquelle et selon la durée des tournées, un véhicule peut effectuer un ou plusieurs voyages. Aussi, dans cette fenêtre, s'inscrit une deuxième fenêtre plus réduite, pour le chargement des véhicules en carburant. Par ailleurs, chaque véhicule engagé, sur l'horizon de planification, entraîne un coût considérable d'exploitation. La minimisation du nombre de véhicules sous-traités est donc une composante clef dans la réduction des coûts de distribution de l'entreprise. Il apparaît dès lors, important d'exploiter au mieux le planning de chacun des véhicules. Ainsi, les questions

définissant le problème posé, portent sur : comment construire les tournées et, comment ensuite, les affecter aux véhicules, tout en respectant les diverses contraintes de temps et de capacité. Il s'agit du problème de tournées de véhicules avec double-fenêtre temporelle pour le dépôt et à usage multiple de véhicules (« *Vehicle Routing Problem with Double time windows for the depot and Multiple use of vehicles* », *VRPDM*). Ce problème est une extension du *VRPM*. Il a été introduit dans (Gabouj H.S. et Darmoul S., 2003) qui, à notre connaissance, est le seul à avoir traité le *VRPDM*. Les auteurs ont développé une approche évolutionniste.

Par ailleurs, et malgré son importance en pratique, le *VRPM* n'a pas été très étudié dans la littérature. Toutefois, les travaux menés dans ce cas ont montré un intérêt certain pour la recherche tabou (Fleischmann B., 1990), (Taillard E. et al., 1995) (Brandão J. et Mercer A., 1997), (Zhao Q-H. et al., 2002) et (Lin C.K.Y. et Kwok R.C.W., 2005).

Ainsi, dans ce papier, nous proposons d'adapter la recherche tabou avec une nouvelle heuristique d'affectation des tournées aux véhicules, pour la résolution du *VRPDM*.

Cet article s'organise autour de 5 sections. La section 2 fait état des travaux établis dans la littérature afférente au problème d'étude. Dans la section 3, nous décrivons le *VRPDM* en détaillant les différentes caractéristiques, contraintes et objectif à prendre en considération. La section 4 expose la méthode de résolution que nous avons développée. S'articulant autour d'un algorithme de recherche tabou, les différentes étapes sont ainsi détaillées. Dans la section 5, nous présentons nos résultats expérimentaux comparés à ceux obtenus dans la littérature.

2. REVUE DE LITTÉRATURE

Le problème de tournées de véhicules avec double-fenêtre temporelle pour le dépôt et à usage multiple de véhicules (*VRPDM*) a été introduit dans (Gabouj H.S. et Darmoul S., 2003). Dans ce travail, une approche évolutionniste a été développée. Chaque chromosome représente une séquence des clients à desservir. En parcourant cette séquence, des tournées faisables, passant par les différents clients dans l'ordre dans lequel ils apparaissent dans le chromosome, sont construites pour être affectées, par la suite, aux véhicules. Pour ce faire, les auteurs ont développé une heuristique principalement basée sur deux phases eu égard aux durées des tournées caractérisées par longues et courtes. Dans une première phase, l'heuristique engage un véhicule et lui affecte, à chaque fois, la première tournée de longue durée apparaissant dans le chromosome

jusqu'à ce que son planning soit saturé. S'il reste des tournées de longue durée non affectées, un nouveau véhicule est engagé. Dans une deuxième phase, la même procédure d'affectation est appliquée aux tournées de courtes durées. Ainsi, l'occupation des véhicules par les différentes tournées est effectuée de manière séquentielle, ce qui empêche de profiter, de façon équitable, des journées de ces véhicules.

A notre connaissance, le *VRPDM* a été seulement traité dans (Gabouj H.S. et Darmoul S., 2003). Par ailleurs, en dépit de son importance pratique, il existe peu de travaux traitant le problème de routage à usage multiple de véhicules. Dans les travaux qui se rapportent au cas mono-objectif (Fleischmann B., 1990), (Taillard E. et al., 1995) et (Zhao Q-H. et al., 2002) ainsi qu'au cas multi-objectif (Lin C.K.Y. et Kwok R.C.W., 2005), on propose des méthodes de résolution approchée basées sur deux grandes phases : une phase pour la construction des tournées et une autre phase pour leur affectation aux véhicules. Les tournées initiales sont généralement construites par des heuristiques telles que l'heuristique de la plus proche insertion « *Nearest Insertion* » (Rosenkrantz D.J. et al., 1977), l'algorithme modifié des gains connu sous le nom de « *savings* » de Clarke et Wright (Clarke G. et Wright J.W., 1964) et l'algorithme tabou de Taillard (Taillard E., 1993). Elles sont améliorées par des approches de recherche tabou dans (Fleischmann B., 1990), (Zhao Q-H. et al., 2002) et (Lin C.K.Y. et Kwok R.C.W., 2005) excepté dans (Taillard E. et al., 1995), où les auteurs proposent un algorithme énumératif (les tournées initiales étant générées par un algorithme de recherche tabou). Les tournées obtenues sont, par la suite, affectées aux véhicules, par des techniques de bin packing (Taillard E. et al., 1995) et (Zhao Q-H. et al., 2002).

Les exigences industrielles étant toujours plus fortes, l'intégration d'autres caractéristiques dans le modèle *VRPM* de base commence à prendre de plus en plus d'essor. Dans ce sens, certains travaux récents combinent le *VRPM* avec la variante multi-dépôt (*VRPD*). Dans (Chan Y. et al., 2001) et (Chan Y., 2005), plusieurs dépôts sont disponibles pour la desserte des clients. Chaque véhicule effectue plusieurs tournées en partant et en retournant, à chaque voyage, à son dépôt d'origine. L'aspect stochastique des demandes clients a été, en plus, pris en compte dans (Chan Y. et al., 2001).

D'autres travaux ont associé à l'usage multiple de véhicules des fenêtres temporelles dans les limites desquelles les clients exigent d'être desservis (Brandão J. et Mercer A., 1997) et (Campbell A.M. et Savelsbergh M., 2004). Un problème spécifique, celui de la livraison à domicile, expose également cette situation. A cet égard, (Azi N. et al., 2006)

traite le cas d'un seul véhicule avec des demandes clients connues a priori tandis que (Campbell A.M. et Savelsbergh M., 2005) aborde le cas de plusieurs véhicules et prend en compte l'aspect dynamique des demandes clients. Ainsi, une demande qui arrive en temps réel, peut être rejetée ou acceptée avec une fenêtre temporelle qui lui est associée.

L'investigation du modèle VRPTW avec usage multiple de véhicules montre l'avarie de travaux s'y rapportant, contrairement au modèle VRPTW de base, qui a fait l'objet de plusieurs efforts de recherche dont par exemple (Solomon M.M. et Desrosiers J., 1988) (Bräysy O. et Gendreau M., 2005a), (Bräysy O. et Gendreau M., 2005b), (Kallehauge B. et al., 2005) et (Kallehauge B., 2007).

Dans tous les travaux présentés, le dépôt est ouvert au chargement à n'importe quel instant sur l'horizon de planification, ce qui n'est pas le cas du VRPDM.

3. DESCRIPTION DU PROBLEME

3.1 Données et notations

Les données et notations qui décrivent le problème sont les suivantes :

N	nombre total de clients.
\mathcal{T}	ensemble de tournées $\mathcal{T} = \{T(1), \dots, T(K)\}$.
s	solution obtenue en affectant les tournées de \mathcal{T} aux véhicules.
C_i	client d'indice i .
$V(k)$	volume de $T(k)$.
T_{max}	durée maximale de travail du conducteur.
C_{max}	capacité maximale de chaque véhicule.
S_0^k	temps de chargement au dépôt de $T(k)$.
t_{ij}	temps de voyage du client i vers le client j .
S_i	temps de service chez le client i .
ϑ_i	volume de produit demandé par le client i .
α	temps standard de chargement ou de déchargement d'une quantité égale à C_{max} .
t_i^k	date d'arrivée chez C_i desservi par $T(k)$.
$D(k)$	durée de la tournée $T(k)$.
$DD_m(k)$	date de début de $T(k)$ avec le véhicule m .
$[e_0, l_{0l}]$	fenêtre temporelle de chargement des véhicules au dépôt.
$[e_0, l_{0r}]$	fenêtre pendant laquelle les tournées sont effectuées.

3.2 Hypothèses et contraintes

Nous nous intéressons au cas d'une entreprise pétrolière, qui gère un parc de véhicules homogènes, pour livrer un ensemble de clients, dispersés sur le territoire national (Gabouj H.S. et

Darmoul S., 2003). L'entreprise stocke et distribue son produit à partir d'un unique dépôt. En début de journée et jusqu'à l'instant l_{0l} , le dépôt est ouvert au chargement. Les véhicules arrivant au dépôt après cet instant, ne peuvent plus être chargés. Cependant, le dépôt reste ouvert jusqu'à l'instant l_{0r} , pour le retour des véhicules.

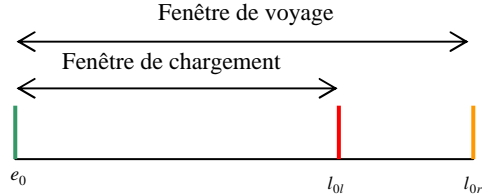


Figure 1 : Double-fenêtre temporelle du dépôt

Pour livrer le produit, l'entreprise sous-traite un parc de véhicules homogènes, tous de même capacité C_{max} . La réservation d'un véhicule avec son chauffeur entraîne un coût fixe très important. Chaque véhicule doit observer un temps de conduite réglementaire maximal T_{max} . Chaque client i reçoit en une seule fois, la totalité du volume demandé. En outre, la demande ϑ_i et les temps de voyage t_{ij} entre les différents nœuds i et j du réseau ($i, j = 0, 1, \dots, N$ et $i \neq j$) sont connus au préalable (le nœud 0 correspond au dépôt).

Les commandes sont regroupées en tournées puis affectées aux véhicules. Chaque tournée part du dépôt, passe par les différents clients pour revenir finalement au dépôt, avant la fermeture, à l'instant l_{0r} .

Par ailleurs, la durée $D(k)$ d'une tournée $T(k)$ est définie par :

$$D(k) = \sum_{\substack{i, j \in T(k) \\ i \neq j}} t_{ij} + S_0^k + \sum_{i \in T(k)} S_i \quad (1)$$

La durée de chargement de $T(k)$ et celle de déchargement chez le client i sont données en (2) et (3):

$$S_0^k = \frac{\alpha V(k)}{C_{max}} \quad (2)$$

$$S_i = \frac{\alpha \vartheta_i}{C_{max}} \quad (3)$$

avec :

$$V(k) = \sum_{i \in T(k)} \vartheta_i \quad (4)$$

Il s'agit donc, de construire K tournées respectant les différentes contraintes du problème et, de les affecter aux véhicules sur l'horizon de

planification. L'objectif est de minimiser le nombre de véhicules à utiliser. Une formulation mathématique du VRPDM a été donnée dans (Gabouj H.S. et Darmoul S., 2003).

4. RESOLUTION DU VRPDM PAR LA RECHERCHE TABOU

La recherche tabou (RT) est une métaheuristique de recherche locale introduite par Glover (Glover F., 1986) en 1986. Elle explore l'espace des solutions en se déplaçant, à chaque itération, d'une solution s à la meilleure solution d'un sous-ensemble du voisinage $V(s)$ de cette solution (s).

Contrairement aux méthodes classiques de descente, la solution courante peut être détériorée d'une itération à une autre. Afin d'éviter le phénomène de cyclage, les solutions récemment explorées sont temporairement déclarées interdites ou tabou. A cet effet, une structure de mémoire appelée liste tabou, interdit le retour aux solutions déjà explorées pendant un certain nombre d'itérations (suivant la longueur de la liste tabou). Cependant, éviter ces mouvements, pourrait exclure des solutions intéressantes. Le critère d'aspiration permet de remédier à cela en levant le statut tabou sous certaines conditions.

4.1. Principe de résolution

L'approche de résolution présentée dans cet article est principalement basée sur deux phases :

- La première phase est dédiée à la création de tournées répondant à la demande des clients. Pour les tournées initiales, nous proposons d'utiliser l'heuristique de la « plus proche insertion », ou « *Nearest Insertion* », notée (NI) (Rosenkrantz D.J et al., 1977).
- La deuxième phase se consacre à l'affectation de ces tournées aux véhicules.

En effet, on ne peut parler d'une solution s au problème posé, que lorsque les tournées proposées, sont affectées aux véhicules. La qualité d'une solution dépend alors étroitement, de la construction des tournées et de l'heuristique d'affectation utilisée. Soit F la fonction coût utilisée pour l'évaluation des solutions. Elle est définie par la somme des coûts associés aux trajets parcourus et aux véhicules engagés (Gabouj H.S. et Darmoul S., 2003).

Une fois la notion de voisinage fixée, et partant d'une solution initiale créée de manière heuristique, l'approche proposée détermine à chaque itération, la meilleure solution voisine de la solution courante. Cette recherche se termine une fois le critère d'arrêt est satisfait. L'approche proposée sera développée plus en détail dans les prochaines sections.

4.2. Affectation des tournées aux véhicules

Dans (Gabouj H.S. et Darmoul S., 2003), la procédure d'affectation des tournées ne permet d'engager un nouveau véhicule qu'une fois le planning du véhicule en cours est saturé. Selon l'ordre considéré des tournées, les premiers véhicules engagés sont plutôt chargés par les grandes tournées, alors que la charge des derniers véhicules contient surtout les petites tournées. Ce choix ne permet pas, pour les premiers véhicules, de profiter au maximum de la fenêtre de chargement, et pour les derniers, de bien exploiter le reste de la journée, après fermeture au chargement. Dans ce qui suit, lorsqu'un ensemble de tournées est trouvé, nous déterminons le nombre minimal de véhicules (m_0) permettant de réaliser ces tournées. Dans la procédure d'affectation, nous tenons compte de l'ensemble de ces véhicules en même temps. La valeur de m_0 est donnée par :

$$m_0 = \frac{\sum_{k=1}^K D(k)}{T_{max}} \quad (5)$$

Partant d'un ensemble φ de K tournées, ordonnées selon l'ordre décroissant de leurs durées, la procédure commence par affecter chacune des m_0 premières tournées de φ à chacun des véhicules. Ces mêmes tournées sont placées à la fin de la journée de façon à exploiter au maximum la fenêtre $[e_0, l_{or}]$.

Ensuite, nous considérons le véhicule qui possède le temps disponible le plus large, afin de lui affecter la tournée suivante. Nous poursuivons ainsi, jusqu'à insérer toutes les tournées et obtenir une solution, ou alors, se trouver dans l'impossibilité d'insérer la tournée courante. Dans ce cas, un nouveau véhicule est engagé et le même principe est suivi pour affecter les tournées restantes.

La procédure d'affectation des tournées aux véhicules peut être donnée par l'algorithme (A1).

Algorithme (A1)

Etape1 : Donner l'ensemble φ en ordonnant T selon l'ordre décroissant des durées.

Etape2 : Calculer le nombre minimal de véhicules m_0

Etape3 : Affecter les m_0 premières tournées de φ aux m_0 véhicules, en les plaçant, en fin de journées. Calculer pour chaque tournée $T(k)$ affectée au véhicule m , sa date de début:

$$DD_m(k) = l_{oi} - \max(0, (D(k) - (l_{or} - l_{oi}))) \quad (6)$$

Calculer pour chaque véhicule m , le temps disponible restant :

$$\Delta T(m) = \min(T_{max} - D(k), DD_m(k) - e_0) \quad (7)$$

Etape4 : Pour chacune des tournées restantes $T(k)$ de φ , choisir, parmi les m_0 véhicules utilisés, le véhicule m correspondant au plus grand $\Delta T(m)$:

Si $\Delta T(m) \geq D(k)$, affecter $T(k)$ au véhicule m :

$$DD_m(k) = \Delta T(m) - D(k) \text{ et } \Delta T(m) = DD_m(k)$$

Sinon, $m_0 = m_0 + 1$, affecter $T(k)$ à $m = m_0$ de telle sorte qu'elle soit la dernière du planning de ce véhicule. Calculer $DD_m(k)$ et $\Delta T(m)$ selon respectivement (6) et (7).

Etape5 : Soient s l'affectation obtenue des tournées de \mathcal{T} , et m_0 le nombre de véhicules utilisés.

Nous avons cherché, par cet algorithme, à exploiter au mieux la plage de planification de tous les véhicules engagés.

A des fins illustratives, considérons les tournées du tableau 1 avec $T_{max} = 10h$, $C_{max} = 29m^3$, $e_0 = 8h$, $l_{0l} = 14h$ et $l_{0r} = 18h$.

Tournées	$T(1)$	$T(2)$	$T(3)$	$T(4)$	$T(5)$
$D(k)$ (h)	6	4	3	2	1
$V(k)$ (m^3)	10	7	8	5	7

Tableau 1: Volumes et durées des tournées.

Selon l'équation (5), on a $m_0 = 2$. La procédure (A1) commence par ordonner l'ensemble des tournées selon l'ordre décroissant de leurs durées, $\varphi = \{T(1), T(2), T(3), T(4), T(5)\}$. Ensuite, elle affecte $T(1)$ et $T(2)$ aux véhicules 1 et 2 avec $DD_1(1) = 12h$ et $DD_2(2) = 14h$ (figure 2).

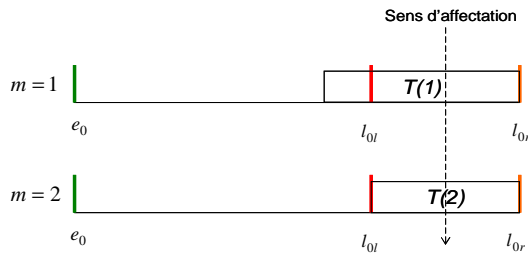


Figure 2 : Affectation de $T(1)$ et $T(2)$ aux véhicules.

Suite à cette affectation, on aura $\Delta T(1) = 4h$, $\Delta T(1) = 6h$ et $\varphi = \{T(3), T(4), T(5)\}$. Dans ce cas, on a $\Delta T(2) > \Delta T(1)$ et $D(3) < \Delta T(2)$. $T(3)$ est donc affectée au véhicule 2 avec $DD_2(3) = 11h$ et $\Delta T(2) = 3h$.

Pour $\varphi = \{T(4), T(5)\}$, on a $\Delta T(1) > \Delta T(2)$ et $D(4) < \Delta T(1)$, $T(4)$ est alors affectée au véhicule 1 avec $DD_1(4) = 10h$ et $\Delta T(1) = 2h$ (figure 3).

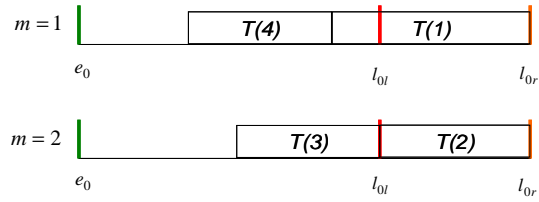


Figure 3 : Affectation de $T(3)$ et $T(4)$ aux véhicules.

Pour $\varphi = \{T(5)\}$, on a $\Delta T(2) > \Delta T(1)$ et $D(5) < \Delta T(2)$, $T(5)$ est alors affectée au véhicule 2 avec $DD_2(5) = 10h$ et $\Delta T(5) = 2h$ (figure 4).

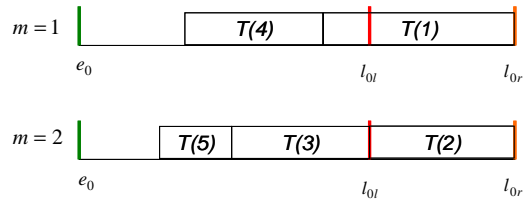


Figure 4 : Affectation de $T(5)$ au véhicule 2.

4.3. Voisinage

Soit $\mathcal{T} = \{T(1), \dots, T(K)\}$ les tournées correspondant à une solution s .

Un mouvement crée une solution voisine s' , correspondant aux tournées de \mathcal{T} sur lesquelles des modifications ont été effectuées. Ce mouvement consiste à insérer un client dans l'une des tournées, et à supprimer un autre de cette même tournée. En effet, pour une tournée $T(k) \in \mathcal{T}$, et pour chacun de ses clients, considérons les q clients voisins les plus proches n'appartenant pas à cette même tournée. q étant un paramètre fixé arbitrairement. Le voisin (ins), ayant le plus grand nombre d'occurrences est retenu comme candidat à l'insertion dans $T(k)$. Il s'agit du client le plus proche de l'ensemble des nœuds de $T(k)$. On détermine ensuite (sup), le candidat à la suppression de la tournée $T(k)$. On choisit le client qui maximise le chargement ($V(k) + \vartheta_{ins} - \vartheta_{sup}$) du véhicule, sans dépasser C_{max} et T_{max} .

ins et sup seront donc supprimés de leurs tournées d'origine, et insérés respectivement dans $T(k)$ et $T(k')$, avec $k' \neq k$. Si plusieurs choix de k' existent, nous retenons la tournée qui aura la plus grande charge, dans les limites de C_{max} et T_{max} . Remarquons que l'ordre selon lequel les clients de

la tournée $T(k')$ sont visités est déterminé par l'heuristique (NI).

Les nouvelles tournées obtenues après mouvement seront :

$$T'(k) = T(k) - \{sup\} \cup \{ins\} ; T'(k') = T(k') - \{ins\}$$

$$\text{et } T'(k'') = T(k'') \cup \{sup\}.$$

La solution s' obtenue par ce mouvement correspond à l'affectation des tournées de l'ensemble :

$$\mathcal{T} - \{T(k), T(k'), T(k'')\} \cup \{T'(k), T'(k'), T'(k'')\}$$

Considérons, à titre d'exemple, la tournée $T(k)$ formée par les clients 1, 2, 3 et 4, tableau 2. Le tableau 3 donne les q -voisins les plus proches de ses sommets ($q = 5$).

Clients	1	2	3	4
$\vartheta_i (m^3)$	6	7	8	5

Tableau 2: Demandes des clients de $T(k)$.

Nœuds	0	1	2	3	4
	3	4	2	1	13
	6	2	3	3	12
	2	6	4	0	6
	1	2	0	6	5
	4	4	6	4	1

Tableau 3: Les 5-voisins des clients de $T(k)$.

Le client $6 \in T(k')$ possède le plus grand nombre d'occurrences, d'où le candidat à l'insertion $ins = 6$. Supposons que $\vartheta_6 = 5m^3$ et que $C_{max} = 29m^3$, le candidat à la suppression est donné

$$\text{par } sup = \arg \left[\max_{sup \in T(k)} (V(k) + \vartheta_6 - \vartheta_{sup}) \right] = 4$$

Le client 4 de $T(k)$ serait remplacé par le client 6 de $T(k')$ dans l'hypothèse que T_{max} n'est pas dépassé.

4.4. Liste tabou

A chaque itération, on se déplace d'une solution s , à la meilleure solution voisine. Dès lors, le mouvement inverse, permettant de revisiter s , sera interdit durant les p itérations à venir. En effet, la paire $(sup \in T(k), ins \in T(k'))$ est mémorisée dans la liste tabou LT . Ceci interdit l'insertion de sup dans $T(k)$ et celle de ins dans $T(k')$ durant les p prochaines itérations. Quand la liste est pleine, la paire la plus ancienne de LT est remplacée par la nouvelle paire. L'ensemble $TA(s)$ représente à

chaque itération, les solutions de $V(s)$ obtenues à partir d'un mouvement tabou.

4.5. Critère d'aspiration

Nous adoptons dans notre approche un critère d'aspiration couramment utilisé dans la littérature (Araujo Q.C. et al., 2006). Celui-ci consiste à enlever le statut tabou à un mouvement, s'il produit une solution présentant un coût inférieur à celui de la meilleure solution trouvée jusque là.

4.6. Algorithme proposé

Soient s^* la meilleure solution connue et Nb_{max} le nombre maximal d'itérations. Notre approche basée sur la recherche Tabou est décrite par l'algorithme suivant (A2).

Algorithme (A2)

Etape1 : Initialisation

Soit s_0 la solution initiale : les tournées sont obtenues avec l'heuristique (NI), et affectées aux véhicules avec l'algorithme (A1).

$$s = s_0 ; F = F(s) ; s^* = s_0 ; F^* = F(s^*) ; iter = 0 ;$$

$$LT = \emptyset ; TA(s) = \emptyset$$

Répéter

Etape2 : Déplacement dans le voisinage

Soit s' la meilleure solution de $V(s)$.

Si $s' \in TA(s)$ et vérifie $F(s') \geq F(s^*)$ alors prendre $s' = \arg[\min(F(s''), s'' \in V(s) - TA(s))]$

Etape3 : Mise à jour de la liste tabou

Interdire le mouvement inverse de celui ayant permis d'obtenir s' , pendant les p itérations suivantes : $LT = LT \cup \{(sup \in T(k), ins \in T(k'))\}$.

Enlever de LT le mouvement qui n'est plus tabou.

Etape4 : Mise à jour de la meilleure solution

Posons $s = s'$.

Si $(F(s) < F(s^*))$ alors $s^* = s$, $iter = iter + 1$

Jusqu'à ce que le critère d'arrêt soit satisfait ($itr = Nb_{max}$)

5. RESULTATS EXPERIMENTAUX

Nous présentons dans cette section, une synthèse des résultats, obtenus sur une série de problèmes tests établis dans (Gabouj H.S. et Darmoul S., 2003). Chaque instance est libellée $CND \vartheta_{min} \vartheta_{max}$, où N désigne le nombre de clients et, $[\vartheta_{min}, \vartheta_{max}]$ donne l'intervalle dans lequel se situent les volumes demandés.

L'approche proposée a été développée sur Microsoft Visual C++ version 6.0, sous le système

d'exploitation Windows XP. Les simulations ont été menées sur un PC Centrino 1,7 GHZ.

Plusieurs tests préliminaires nous ont conduit à fixer les valeurs de q et de L , selon le nombre de clients traités (tableau 4). Le nombre d'itérations autorisé à chaque instance est limité à 10^4 .

N	q	L
10, 20	5	5
30, 40	7	9
50, 60	9	12
70, 80	11	19
90, 100	15	29

Tableau 4 : Valeurs des paramètres q et L .

Les résultats expérimentaux obtenus sont comparés à ceux de l'algorithme évolutionniste développé dans (Gabouj H.S. et Darmoul S., 2003).

Dans le tableau 5, nous calculons pour chaque instance, le pourcentage d'écart PE entre le nombre de véhicules (m^T), de la meilleure solution obtenue après 20 exécutions de l'approche tabou, et celui (m^E), correspondant à la meilleure solution trouvée par l'algorithme évolutionniste :

$$PE = \frac{m^E - m^T}{\min(m^E, m^T)} \cdot 100 \quad (8)$$

Pour les problèmes caractérisés par un même nombre de clients, nous calculons la moyenne des pourcentages d'écart \overline{PE} .

Aussi, nous reportons le temps CPU au bout duquel l'algorithme tabou trouve la meilleure solution, en secondes.

$CND \vartheta_{min} \vartheta_{max}$	$PE(\%)$	$\overline{PE}(\%)$	$CPU(s)$	$CND \vartheta_{min} \vartheta_{max}$	$PE(\%)$	$\overline{PE}(\%)$	$CPU(s)$
C10D0105	0	0	0	C60D0105	0	2.20	37.2
C10D0110	0		0	C60D0110	0		267.9
C10D0115	0		0	C60D0115	0		534
C10D0120	0		0.4	C60D0120	0		0
C10D0125	0		0.1	C60D0125	0		44.4
C10D0129	0		3	C60D0129	0		0.9
C10D2029	0		0	C60D2029	15.38		2.0
C20D0105	100	21.43	18	C70D0105	0	8.05	347.1
C20D0110	0		0	C70D0110	0		0.3
C20D0115	0		0.2	C70D0115	20		1.7
C20D0120	0		0.4	C70D0120	0		0
C20D0125	50		42.8	C70D0125	12		0
C20D0129	0		0	C70D0129	11		1.3
C20D2029	0		0	C70D2029	13.33		2.3
C30D0105	0	11.9	5.1	C80D0105	33.33	10.5	0
C30D0110	0		25.8	C80D0110	20		0
C30D0115	0		0.2	C80D0115	0		0.5
C30D0120	33.33		60.3	C80D0120	0		196.4
C30D0125	25		28.4	C80D0125	0		1.5
C30D0129	25		21	C80D0129	9.09		5.6
C30D2029	0		0	C80D2029	11.11		3.1
C40D0105	50	20.95	54.2	C90D0105	0	5.48	0
C40D0110	50		67.7	C90D0110	0		0.9
C40D0115	0		48.9	C90D0115	14.29		0
C40D0120	0		0	C90D0120	0		164.8
C40D0125	20		73.0	C90D0125	9.09		269.4
C40D0129	16.67		3.2	C90D0129	0		1.4
C40D2029	10		0	C90D2029	15		0
C50D0105	0	8.21	0	C100D0105	0	6.54	0
C50D0110	0		74.9	C100D0110	16.67		0.6
C50D0115	25		89.5	C100D0115	0		2.1
C50D0120	0		4	C100D0120	0		2.2
C50D0125	0		0	C100D0125	8.33		1.5
C50D0129	14.29		71.9	C100D0129	7.14		7.5
C50D2029	18.18		0	C100D2029	13.64		0

Tableau 5: Résultats comparatifs de la recherche tabou et de l'algorithme évolutionniste (Gabouj H.S. et Darmoul S., 2003).

Les résultats obtenus font apparaître une nette supériorité de l'approche tabou. En effet, sur les 70 instances traitées, le nombre de véhicules obtenu par la recherche tabou est toujours inférieur ou égal

au nombre de véhicules trouvé par l'approche évolutionniste. En plus, une meilleure occupation des véhicules est obtenue dans 41.43% des cas, soit 29 instances. Les écarts correspondants varient

entre 7.14% et 100% et sont en moyenne de l'ordre de 23%. Cette amélioration est traduite par un gain total de 37 véhicules par rapport à l'approche évolutionniste.

Les améliorations obtenues, résultent en général, des techniques de constitution des tournées et celles d'affectation aux véhicules, suivies dans chacune des deux approches. Cependant, les instances dont les demandes se situent dans l'intervalle [20, 29], notées *CND2029*, nous permettent de mesurer le seul apport des heuristiques d'affectation. En effet, les quantités demandées dans ces instances, imposent que chaque tournée ne peut servir qu'un seul client. Les mêmes tournées sont alors obtenues par l'une et l'autre des deux approches. Les résultats expérimentaux, obtenus pour ce cas particulier d'instances, sont très favorables à la procédure d'affectation que nous proposons. Ils montrent une meilleure occupation des moyens, permettant un gain important sur le nombre total de véhicules utilisées. En effet, moins de véhicules sont utilisés dans 70% des cas avec un écart maximal de 18.18%.

Enfin, nous remarquons que le temps d'exécution reste très faible, il est inférieur à une minute dans 84% des cas, et ne dépasse pas 534 secondes pour toutes les instances traitées.

6. CONCLUSION

Dans cet article, nous nous sommes intéressés à un problème industriel de routage à usage multiple de véhicules. Un seul dépôt, disposant d'une double-fenêtre temporelle, est utilisé.

L'approche développée repose d'une part, sur une recherche tabou permettant d'explorer l'espace des tournées possibles, et d'autre part, sur une nouvelle heuristique d'affectation. Partant d'un nombre minimal de véhicules pour la desserte d'un ensemble de tournées déjà construites, l'heuristique explore les véhicules simultanément afin d'exploiter au mieux leurs disponibilités et leur affecter le maximum de tournées.

Comparés aux résultats obtenus par une approche évolutionniste de la littérature (Gabouj H.S. et Darmoul S., 2003), nos résultats sont meilleurs dans 41.43% des cas et compétitifs dans tous les cas restants. Il importe de préciser que le gain enregistré peut atteindre 100% et que notre heuristique d'affectation est plus efficace dans la réduction du nombre de véhicules. Sur l'ensemble des instances testées, nous avons réussi à améliorer, en des temps de calcul très faibles, les résultats de 29 instances et gagner 37 véhicules, contribuant ainsi à réduire considérablement les coûts de transport de l'entreprise.

Les résultats que nous avons obtenus sont très encourageants et prometteurs. Il serait donc

intéressant d'investir une recherche pour intégrer d'autres aspects dans de futurs travaux, parmi lesquels nous pouvons citer les fenêtres temporelles des clients et l'hétérogénéité des véhicules.

REFERENCES

- Araujo Q.C. Wolfler-Calvo R., Ould-Louly M.A., *Développement de Méthodes Heuristiques pour le 2-Voyageurs de commerce péripatétique*, 6ème Conférence Francophone de Modélisation et Simulation - MOSIM'06, 2006.
- Azi N., Gendreau M. et Potvin J-Y., *An exact algorithm for a single-vehicle routing problem with time windows and multiple routes*, European Journal of Operational Research, 2006.
- Brandão J. et Mercer A., *A Tabu Search Algorithm for the Multi-Trip Vehicle Routing and Scheduling Problem*, European Journal of Operational Research, Vol. 100, pp. 180-197, 1997.
- Bräysy O. et Gendreau M., *Vehicle routing problem with time windows*, Part I : Route construction and local search algorithms, Transportation Science, 2005a.
- Bräysy O. et Gendreau M., *Vehicle routing problem with time windows*, Part II : Metaheuristics, Transportation Science, 2005b.
- Campbell A.M. et Savelsbergh M., *Efficient insertion heuristics for vehicle routing and scheduling problems*, Transportation Science, Vol. 38, pp. 369–378, 2004.
- Campbell A.M. et Savelsbergh M., *Decision support for consumer direct grocery initiatives*, Transportation Science, Vol. 39, pp. 313–327, 2005.
- Chan Y., *The Multiple Depot, Multiple Traveling Salesmen Facility-Location Problem : Vehicle Range, Service Frequency, and Heuristic Implementations*, Mathematical and Computer Modelling, Vol. 41, pp.1035-1053, 2005.
- Chan Y., Carter W. et Burnes M.D., *A multiple-depot, multiple-vehicle, location-routing problem with stochastically processed demands*, Computers and Operations Research, Vol. 28, pp. 803-826, 2001.
- Charon I., Germa A. et Hudry O., *Méthodes d'Optimisation Combinatoire*, Collection Pédagogique de Télécommunication, Edition Masson, 1996.
- Clarke G. et Wright J.W., *Scheduling of vehicles from a central depot to a number of delivery*

- points, Operations Research, Vol. 12, pp. 568–581, 1964.
- Dantzig et Ramser J.H., *The truck dispatching problem*, Management Science, Vol. 6, pp. 80-91, 1959.
- Fleischmann B., *The vehicle routing problem with multiple use of vehicles*, Working Paper, Fachbereich Wirtschaftswissenschaften, Universität Hamburg, Germany, 1990.
- Gabouj H.S. et Darmoul S., *A Hybrid Evolutionary Approach for a Vehicle Routing Problem with Double Time Windows for the Depot and Multiple Use of Vehicles*, Studies in Informatics and Control, Vol. 12, No. 4, pp. 253-268, December 2003.
- Glover F., *Future paths of integer programming and links to artificial intelligence*, Computers and Operations Research, Vol. 13, pp. 533-549, 1986.
- Halse K., *Modeling and Solving Complex Vehicle Routing Problems*, Ph. D. thesis, Institute of Mathematical Modelling, Technical University of Denmark, Lyngby, Denmark, 1992.
- Kallehauge B., Larsen J., Madsen O.B.G. et Solomon M., *Vehicle routing problem with time windows*, In: G. Desaulniers J. Desrosiers and Solomon M., Editors, Column generation, GERAD 25th Anniversary Series, Springer, New York, pp. 67–98, 2005.
- Kallehauge B., *Formulations and exact algorithms for the vehicle routing problem with time windows*, Computers and Operations Research, In Press, Corrected Proof, 2007.
- Lin C.K.Y. et Kwok R.C.W., *Multi-objective metaheuristics for a location-routing problem with multiple use of vehicles on real data and simulated data*, European Journal of Operational Research, 2005.
- Rosenkrantz D.J., Stearns R.E, Lewis P. M, *An Analysis of Several Heuristics for the Traveling Salesperson Problem*, SIAM Journal of Computing, Vol.6, pp. 563-58, 1977.
- Solomon M.M. and Desrosiers J., *Time Window Constrained Routing and Scheduling Problems*. Transportation Science, Vol. 22, pp. 1 – 13, 1988.
- Taillard E., Laporte G., et Gendreau M., *Vehicle Routing with Multiple Use of Vehicles*, Centre de Recherche sur les Transports, Publication CRT– 95 – 19, Mars 1995.
- Tan K.C., Lee L.H et Ou K., *Artificial intelligence heuristics in solving vehicle routing problems with time window constraints*, Engineering Applications of Artificial Intelligence, Vol. 14, pp. 825–837, 2001.
- Taillard E., *Parallel Iterative Search Methods for Vehicle Routing Problems*, Networks, Vol. 23, pp 661-676, 1993.
- Taillard E., Laporte G. and Gendreau M., *Vehicle Routing with Multiple Use of Vehicles*, Centre de Recherche sur les Transports, Publication CRT – 95 – 19, Mars 1995.
- Zhao Q-H., Wang S-Y., Lai K-K. et Xia G-P., *A Vehicle Routing Problem with Multiple Use of Vehicles*, AMO – Advanced Modeling and Optimization, Vol. 4, No.3, 2002.