Planification et routage pour l'optimisation de la distribution urbaine de marchandises

Laurent Alfandari[1], Paolo Gianessi[2], Lucas Létocart[2], Roberto Wolfler Calvo[2]

[1] ESSEC Business School
1 avenue Bernard Hirsch, BP105 95021, Cergy Pontoise (France)
alfandari@essec.fr

[2] Université Paris 13 (LIPN UMR7030 CNRS)
99 avenue Jean-Baptiste Clement, 93430, Villetaneuse (France)
{paolo.gianessi,lucas.letocart,roberto.wolfler}@lipn.univ-paris13.fr

Mots-clés : *problèmes de localisation-routage, heuristique, transport urbain de marchandises*

1 Introduction

Dans ce papier, nous considérons le problème du dernier kilomètre dans la distribution urbaine de marchandises. Nous proposons un réseau de transport à 2 niveaux basé sur des *Centres de Distribution Urbains* (*CDU*) pour collecter et livrer les marchandises et autoriser ainsi des ruptures de charge. Un ensemble U de sites potentiels pour les CDU est envisagé, chacun ayant un coût d'installation et une capacité. Nous considérons également un ensemble P de *portes*, i.e. les points terminaux des principales routes aux alentours de la ville et un ensemble I d'*îlots*, chaque îlot étant caractérisé par un ensemble de *demandes* de livraison et de collecte. U est complètement connecté par un réseau orienté A_U appelé *réseau extérieur*, le réseau A_P connectant lui les portes aux CDU ; A_U et A_P composent le *réseau de 1er niveau*. Les opérations de livraison et de collecte doivent être effectuées séparément. Afin d'éviter les voyages à vide et ainsi de minimiser l'impact sur l'environnement, les trajets peuvent être ouverts. Un système de transport en libre-service est également disponible dans des *Parkings en Libre-Service* (ou *PLS*) : l'ensemble K des PLS peut être soit des points de départ, soit des points terminaux de trajets ouverts. Les CDU et les PLS partagent la même flotte de véhicules. Le réseau connectant sites et îlots, les îlots entre eux et les îlots aux PLS, est appelé *réseau de 2nd niveau*. L'objectif est alors de déterminer le sous-ensemble de CDU à ouvrir, les connexions entre eux ainsi que les affectations des demandes aux CDU, de manière à minimiser les coûts d'ouverture et de connexion des CDU selectionnés et le coût de transport de la marchandise sur les deux niveaux. Comme nous nous plaçons ici à un niveau stratégique, la marchandise est uniquement caractérisée par la quantité et le modèle est indépendant du temps. Par ailleurs, des aspects plus opérationnels sont considérés, comme des contraintes - de capacité sur les véhicules de 2nd niveau, mais aussi de longueur maximale des trajets (véhicules peu polluants) et enfin de rééquilibrage de la flotte aux CDU et aux PLS. Ce problème est proche du 2E-CVRP (Problème de Tournées de Véhicules avec Capacité à deux Échelons), où le système comprend un dépôt central, des dépôts intermédiaires et des clients finaux, desservis par un ensemble de routes de 1er et 2nd niveau : [1] propose une modèlisation à partir de flots et des inégalités valides, [2] présente une méthode exacte. Le problème se rapproche également du CLRP (Problème de Localisation-Routage avec Capacité) : [3] analyse ce problème, qui dans sa version standard possède deux niveaux et doit décider des ouvertures des dépôts et des affectations des clients aux dépôts, en se basant sur le routage. Les auteurs de [4] utilisent une formulation de type Set Partitioning et des trajets ouverts ; dans [5], la recherche d'un cycle hamiltonien entre les dépôts ouverts est considérée ; enfin, dans [6], un troisième niveau d'entrepôts qui fournissent les dépôts est introduit. À notre connaissance, aucune étude antérieure ne comprend tous les éléments envisagés ici.

2 Modèle et heuristique

Nous proposons une formulation PLNE, où les trajets de 2^{nd} niveau sont modelisés par des routes, et le transport des marchandises sur le 1^{er} niveau est représenté par des flots. Le modèle est basé sur un graphe $G=(V, A)$, où $P,U,K \subset V$, et A se compose des arcs de 1^{er} niveau, donnés par A_U et A_P, et de ceux du 2^{nd} niveau. Nous définissons un sommet $v_d \in V_{D^\lambda}$[1] pour chaque demande $d \in D^\lambda$, et deux sous-graphes $(V_{D^\lambda}, A_{D^\lambda})$ complètement connectés et disjoints entre eux. Les ensembles de nœuds source et puits $V_s^1=V_t^2=U$ et $V_s^2=V_t^1=U \cup K$ sont considérés, nous permettant de définir une chaîne valide de 2^{nd} niveau comme un ensemble de sommets $r=(v_0^r ... v_{n_r}^r)$, $v_0^r \in V_s^\lambda, v_1^r ... v_{n_r-1}^r \in V_{D^\lambda}, v_{n_r}^r \in V_t^\lambda$, respectant les contraintes de capacité, Q, et de longueur, C. Nous introduisons des variables binaires y_u et z_{uw}, $u, w \in U$ qui modèlisent les décisions d'ouverture et de connexion des CDU, et des variables x_r, égales à 1 si la chaîne r est utilisée. Des variables réelles de flot sont aussi introduites : f_{pu}, f_{up} entre $p \in P$ et $u \in U$, et f_{pa}^1, f_{pa}^2 pour les flots sur $a \in A_U$ qui viennent de p ou vont vers p respectivement. Les contraintes sont les suivantes :

(1) conservation de flots aux CDU ;
(2) conservation de flots aux portes ;
(3) affectation des demandes aux CDU ;
(4) capacités des arcs de A_U ;
(5) capacités des CDU ;
(6) majorant sur le nombre de CDU à ouvrir ;
(7) cycle hamiltonien entre les CDU ;
(8) rééquilibrage des flottes aux CDU et aux PLS ;
(9) contraintes logiques entre les CDU, les arcs de A_U et les trajets sélectionnés.

Les contraintes (5) de capacité des CDU sont quadratiques et exigent une linéarisation spécifique. La fonction objectif comprend les coûts des routes de 2^{nd} niveau, les coûts b_u d'ouverture des CDU et g_{uw} pour les connecter, et les coûts unitaires h_a et m_a des flots sur les arcs de A_U et A_P. Le problème est NP-difficile car il se réduit au CVRP dans le cas où $|U| = 1$, $|K| = 0$. Afin d'obtenir des solutions sur des instances réelles, nous utilisons l'heuristique suivante :

a) vider($\mathbb{P}_\mathcal{S}$), $\mathcal{S} = \emptyset$, $i = 0$, $q = 0$. $\mathcal{S}$ est un ensemble de solutions, $\mathbb{P}_\mathcal{S}$ une base de données qui enregistre le lien entre l'usage des arcs de 2^{nd} niveau et les valeurs des solutions dans $\mathcal{S}$;
b) génération d'un ensemble M^q de chaînes de 2^{nd} niveau de longueur $c \leq \beta^q C$, $\beta < 1$;
c) résolution d'un PLNE $\mathcal{A}^q$ pour ouvrir un sous-ensemble de CDU, en leur affectant tous les demandes par un sous-ensemble $m \subset M^q$ et en respectant les capacités des CDU, à coût minimal ;
d) si $\mathcal{A}^q$ n'a pas de solutions : q += 1, $\Rightarrow$ b) ; sinon : collecte de $a \leq \delta > 1$ solutions divérsifiées ;
e) pour chaque solution de $\mathcal{A}^q$: résolution d'un TSP pour connecter les CDU choisis, puis résolution d'un MIP de multiflot sur l'anneau pour minimiser le coût des flots de 1^{er} niveau ;
f) addition de chaque solution finale à $\mathcal{S}$; mise à jour des statistiques en $\mathbb{P}_\mathcal{S}$; i += 1 ;
g) si $i <$ I : $q = 0$, $\Rightarrow$ b) ; sinon : RETOUR meilleure solution de $\mathcal{S}$.

L'algorithme a eté testé sur des instances de CLRP contenant jusqu'à 5 dépôts et 50 clients, completé en ajoutant des portes, PLS et des caractéristiques de 1^{er} et 2^{nd} niveau. Des résultats prometteurs ont été obtenus.

Références

[1] J.Gonzalez-Feliu, G.Perboli, R.Tadei, D.Vigo, "The two-echelon capacitated vehicle routing problem", Technical Report OR/02/08, Politecnico di Torino, 2008.

[2] R.Baldacci, A.Mingozzi, R.Roberti, R.Wolfler Calvo, "An exact algorithm for the Two-Echelon Capacitated Vehicle Routing Problem", submitted to *Operations Research*, 2011.

[3] G.Nagy, S.Salhi, "Location-routing : Issues, models and methods", *European Journal of Operational Research* 177(2), 649-672, 2007.

[4] R.T. Berger, "Location-routing models for distribution system design", PhD thesis, 1997.

[5] R.D.Singh, "Location-routing Problems", PhD thesis, 1998.

[6] J.Perl, M.S.Daskin, "A warehouse location-routing problem", *Transportation Research Part B*, 19(5), 381-396, 1985.

1. avec λ égale à 1 pour les livraisons et à 2 pour les collectes