Soutenance de Thèse
Problème de tournées de véhicules avec contraintes particulières pour la maîtrise des risques

Sandra Ulrich NGUEVEU

Laboratoire d'Optimisation des Systèmes Industriels
ngueveus@utt.fr

27/10/2009

Contexte

Maîtrise des risques

- Risque = Danger + Imprévisibilité
- Stratégies de maîtrise des risques
  - mesures préventives : e.g. varier les itinéraires lors de transports réguliers de fonds pour limiter les risques d'attaques
  - mesures correctives : e.g. optimiser l'approvisionnement des populations en denrées vitales après une catastrophe naturelle
  - mesures palliatives : e.g. prendre une assurance

Plan

1. *Logistique de sécurité : le problème du m-PTVP*
2. *Logistique humanitaire : le problème du PTVCC*
3. *Récapitulatif des travaux et résultats*
4. *Conclusion et perspectives*

Description du m-PTVP

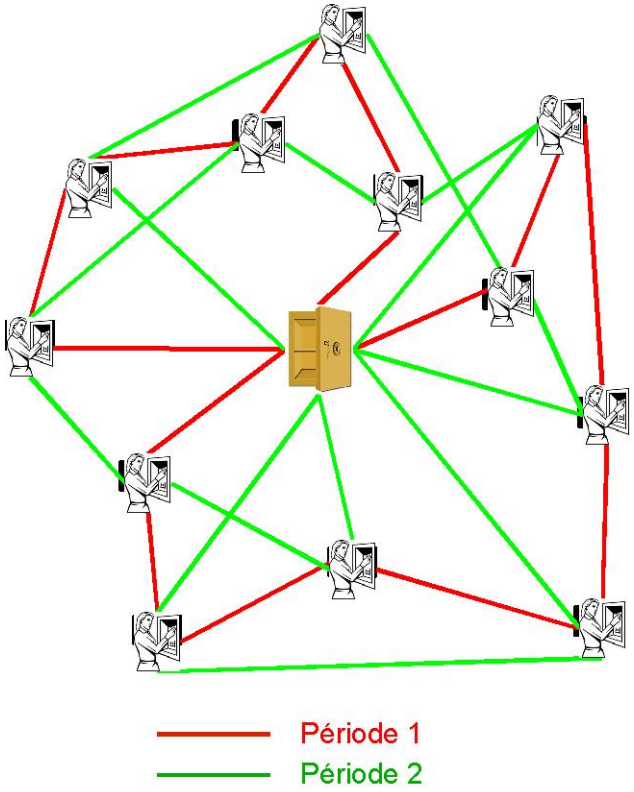


Figure: Ex. de 2-PTVP

- Servir n clients durant m périodes
- Chaque client est servi au cours de chaque période
- Chaque arête peut être utilisée au maximum 1 fois
- Chaque tournée débute et se termine au dépôt
- Demande totale par tournée $\leq$ Capacité maximale
- Objectif = Minimiser coût total

Applications

- Transport régulier de fonds
- Tournées de gardiennage
- Transport de matières dangereuses
- Parcours de véhicules auto-guidés dans une usine automatisée
- Fiabilité d'un réseau de télécommunications

Formulations basées sur les arêtes et les tournées

Modèle (PA) basé sur les arêtes

$x_e^k = 1$ ssi arête e utilisée en période k

$$(PA) \quad \min f(x) = \sum_{k \in \mathbb{K}} \sum_{e \in E} c_e x_e^k \tag{1}$$

s. c.

$$\sum_{e \in \delta(i)} x_e^k = 2, \forall k \in \mathbb{K}, \forall i \in V' \tag{2}$$

$$\sum_{e \in \delta(0)} x_e^k \geq 2\lambda, \forall k \in \mathbb{K} \tag{3}$$

$$\sum_{e \in \delta(S)} x_e^k \geq 2r(S), \forall S \subseteq V', \forall k \in \mathbb{K} \tag{4}$$

$$\sum_{k \in \mathbb{K}} x_e^k \leq 1, \forall e \in E \tag{5}$$

$$x_e^k \in \{0,1\}, e \in E, k \in \mathbb{K} \tag{6}$$

Modèle (PP) basé sur les tournées

$y_r^k = 1$ ssi tournée r utilisée en période k

Partitionnement : 1 tournée = 1 colonne

$$(PP) \quad \min f(y) = \sum_{k \in \mathbb{K}} \sum_{r \in \mathscr{R}} c_r y_r^k \tag{7}$$

s. c.

$$\sum_{r \in \mathscr{R}_i} y_r^k = 1, \forall k \in \mathbb{K}, \forall i \in V' \tag{8}$$

$$\sum_{r \in \mathscr{R}} y_r^k \geq \lambda, \forall k \in \mathbb{K} \tag{9}$$

$$\sum_{r \in \mathscr{R}(e)} \sum_{k \in \mathbb{K}} y_r^k \leq 1, \forall e \in E \tag{10}$$

$$y_r^k \in \{0,1\}, r \in \mathscr{R}, k \in \mathbb{K} \tag{11}$$

Théorèmes

Théorème 1

Le m-PTVP est NP-complet

- Car il généralise des problèmes NP-complets (VRP, m-PVP)

Théorème 2

Soit $\mathscr{P}$ le graphe induit par une solution réalisable de m-PTVP. Aucun algorithme polynomial ne peut extraire de $\mathscr{P}$ une solution réalisable de m-PTVP (si P $\neq$ NP).

- Même si les arêtes à utiliser sont supposées connues, les partitionner en m périodes reste NP-complet

Etat de l'art

m-PTVP

- Généralisation du VRP et du Pb. du Vendeur m-Péripatétique (m-PVP)

VRP $=$ 1-PTVP

- Toth, P. et Vigo, D. (2002) ; Cordeau, J., Gendreau, M., Hertz, A., Laporte, G. et Sormany, J. (2005) ; Baldacci, R., Christofides, N. et Mingozzi, A. (2008), etc ...

m-PVP $=$ m-PTVP mono-véhicule

- Krarup, J. (1975) ; De Kort, J.B.J.M. (1991 & 1992 & 1993) ; Wolfler Calvo, R. et Cordone, R. (2003) ; Duchenne, E., Laporte, G. et Semet, F. (2005 & 2007).

Mes algorithmes pour le m-PTVP

Bornes Supérieures

$\downarrow$

optimum

$\uparrow$

Bornes Inférieures

- Heuristique adaptée de Clarke et Wright
- Recherche *tabou* guidée et diversifiée
- Recherche locale itérative

- Bornes inf. polynomiales
- Génération de colonnes
- Branchement et coupes

Bornes inférieures polynomiales

ARM : m 1-arbres recouvrants disjoints (arêtes) à coût total minimal

- Implémentation avec la structure de données de Roskind/Tarjan (1985)
- Relax. lagrangienne des contraintes de degré + Sous-gradient

BCP : b-couplage parfait

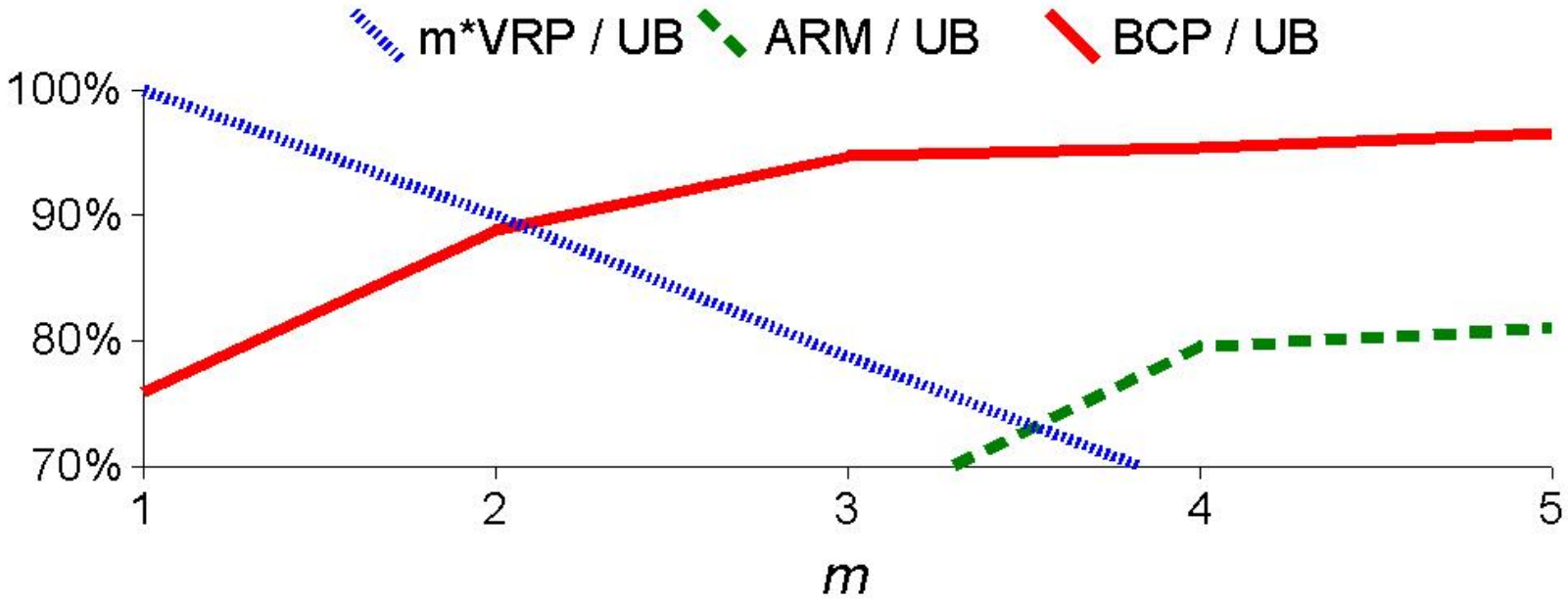
- Résolu optimalement par Edmonds et Johnson (1965)
- Du m-PTVP au BCP (résolution avec CPLEX®)

$$\min \sum_{e \in E} c_e X_e \quad \text{s.c.} \sum_{e \in \delta(i)} X_e = b_i \quad \text{avec} \quad b_i \begin{cases} \geq 2m\lambda, & \text{si} \quad i = 0 \\ = 2m & \text{sinon} \end{cases}$$

Bornes inférieures polynomiales

Résultats numériques

- Tests pour $1 \leq m \leq 7$ sur instances de VRP : A, B, P, VRPNC



Recherche Tabou Guidée et Diversifiée

Pt de départ : Solution fournie par l'heuristique adaptée de C&W

Objectif : Trouver de meilleures solutions du m-PTVP en temps de calculs raisonnable

Principe : Se déplacer de solutions en solutions et utiliser une liste *tabou* pour éviter de retourner à des solutions déjà visitées

Principaux composants

- Définition des mouvements et gestion de la liste *tabou*
- Procédures de guidage et de diversification

Recherche Tabou Guidée et Diversifiée

Mouvements d'une solution à l'autre

- Principe : insérer une des arêtes non utilisées dans la solution
- 8 façons d'insérer une arête par période ; voisinage = 2-opt + fusion + scission

Liste tabou (LT)

- Stocke les τ dernières arêtes retirées de la solution
- Tabou partiel : l'arête à insérer est non-*tabou* mais la 2ème arête entrante est libre
- Critère d'aspiration

Recherche Tabou Guidée et Diversifiée

Guidage

- Insérer en priorité les arêtes du b-couplage parfait
- Compléter avec les arêtes les moins chères du graphe
  - Activé dès que la meilleure solution s_{best} améliorée
  - Désactivé après $k_{\max}$ itérations sans améliorer s_{best}

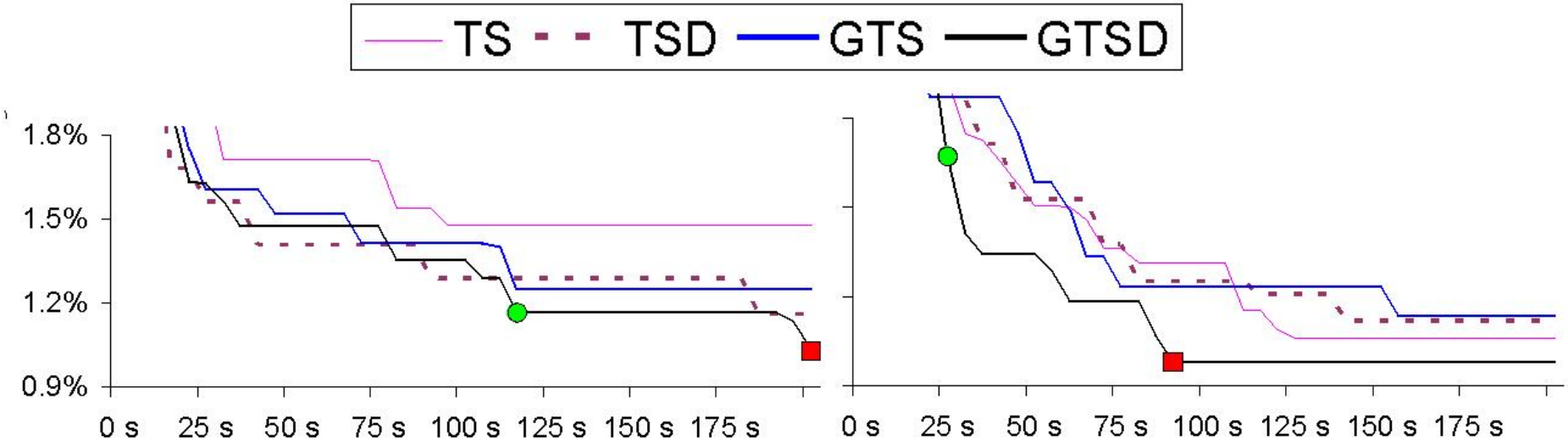
Diversification

- Booster l'algorithme sans perturber le guidage
- Forcer l'insertion d'une arête non utilisée jusque-là si :
  - $\gamma_{\max}$ it. ss améliorer s_{best} et ap. désactivation du guidage
  - Le mouvement précédent n'était pas améliorant

Recherche Tabou Guidée et Diversifiée

Résultats numériques

- Tests pour $1 \leq m \leq 7$ sur instances de VRP : A, B, P, VRPNC



$m = 2$ $m = 3$

Figure: Ecart à UB sur instances VRPNC ($n =$ 50 à 200 clients)

Approche de type génération de colonnes

Pt de départ : Modèle agrégé (RPP) basé sur les tournées

Principe : Estimer au mieux les var. duales à l'aide d'heuristiq. duales

Objectif : Obtenir des bornes inférieures efficaces

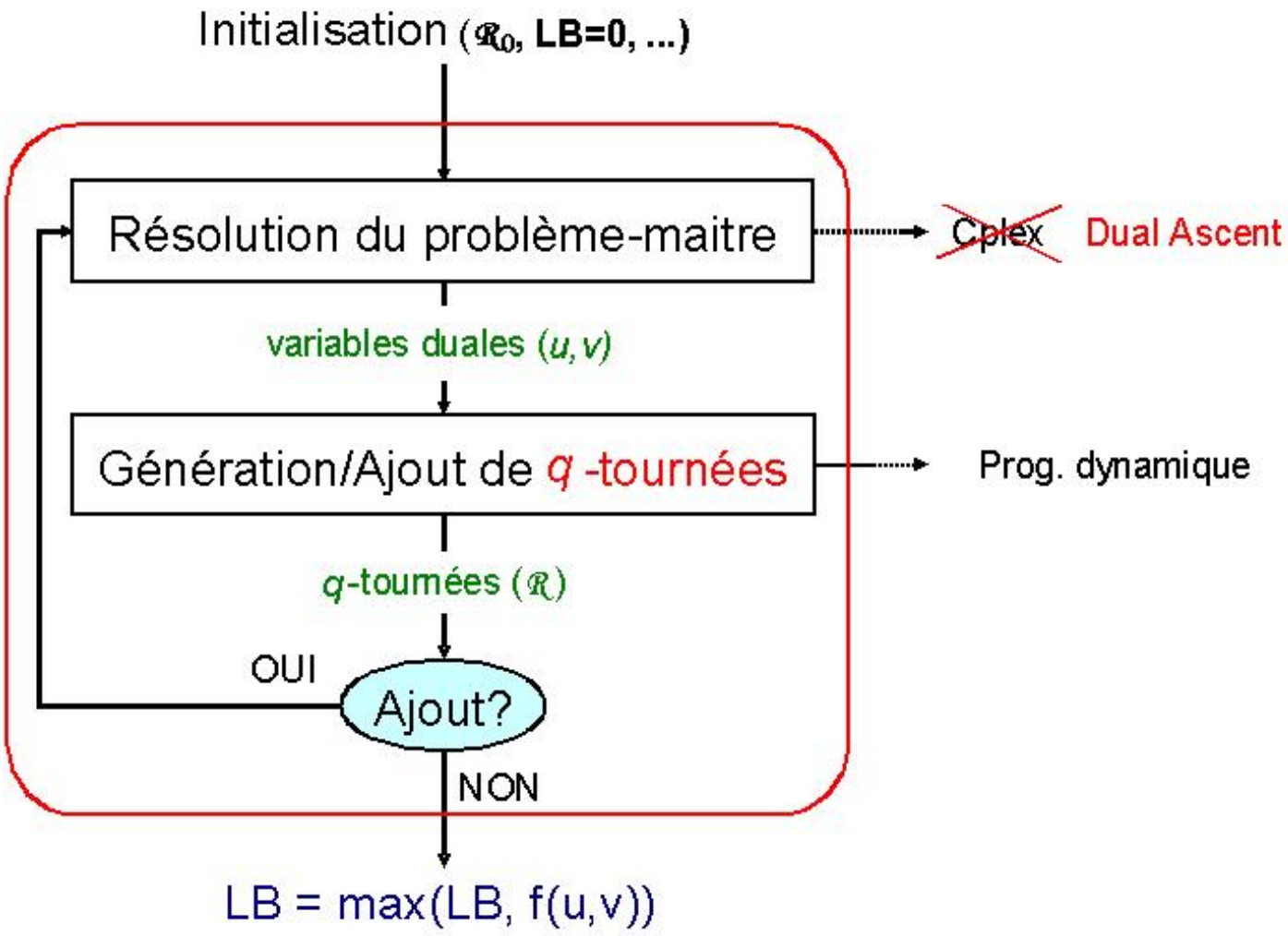
3 principaux outils

- Générer progressivement les colonnes du modèle
- Evaluer les variables duales par dual-ascent
- Améliorer les solutions par sous-gradient

2 heuristiques duales H1 et H2

Approche de type génération de colonnes

Heuristique duale H1



Approche de type génération de colonnes

Modèle agrégé (RPP)

$+$

Changement de variable :

$$y_r = \sum_{i \in V'} a_i(r) \frac{q_i}{q_r} \xi_i^r \qquad (12)$$

$+$

Relaxations Lagrangiennes et définition des pénalités λ_i, μ_e

$||$

Modèle (RPP(λ, μ))

$$\min \sum_{i \in V'} \left(\sum_{r \in \mathscr{R}_i} (c_r - \sum_{j \in V(r)} \lambda_j - \sum_{e \in E(r)} \mu_e) \frac{q_i}{q_r} \xi_r^i + m\lambda_i \right) + m\lambda\lambda_0 + \sum_{e \in E} \mu_e \qquad (13)$$

s. c. $$\sum_{r \in \mathscr{R}_i} \xi_r^i = m, \quad \forall i \in V' \qquad \xi_r^i \in \{0,1\}, \quad i \in V', \forall r \in \mathscr{R} \qquad (14)$$

Approche de type génération de colonnes

Modèle (RPP(λ, μ))

$\downarrow$

Contribution min. b_e de chaque arc $e \in E$ au coût de la solution

$$b_e = q_e \min_{r \in \mathscr{R}(e)} \left\{ \frac{c_r - \sum_{i \in \mathscr{R}_r} \lambda_i - \sum_{e \in \mathscr{R}_r} \mu_e}{\sum_{i \in \mathscr{R}_r} q_i} \right\}$$

$\downarrow$

Meilleures valeurs pour les variables duales

$$u_0 = \lambda_0; \quad u_i = \frac{1}{m} \sum_{e \in B_i} b_e + \lambda_i, \forall i \in V' \tag{15}$$

$$v_e = \min \left\{ 0, b_e - \frac{1}{2m} \sum_{i \in e} \sum_{e' \in B_i} b_{e'} \right\} + \mu_e, \forall e \in E \tag{16}$$

Approche de type génération de colonnes

Méthode de sous-gradients pour optimiser les pénalités : λ et μ

- Estimer deg_i, slk_e les degrés des nœuds et arcs de la solution
- Mettre à jour les pénalités (sous-gradient)

$$\lambda_0 = \max\{\lambda_0 - \theta(deg_0 - m), 0\} \tag{17}$$

$$\lambda_i = \lambda_i - \theta(deg_i - m), \qquad \forall i \in V' \tag{18}$$

$$\mu_e = \min\{0, \mu_e - \theta(slk_e - 1)\}, \qquad \forall e \in E \tag{19}$$

Effet de l'approche Lagrangienne

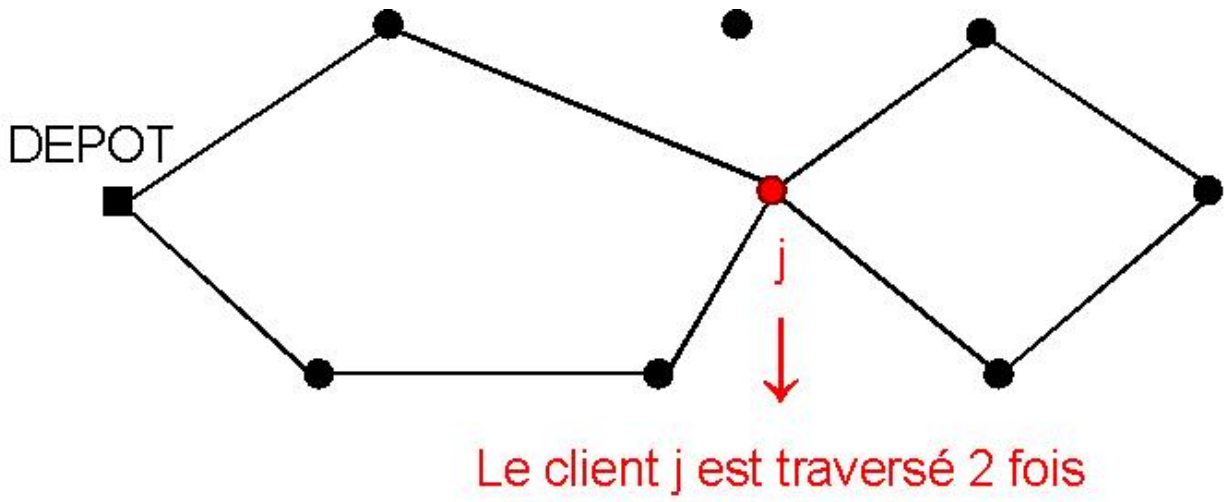
- Le degré des noeuds tends vers m
- Le degré des arcs tends à rester inférieur à 1

Approche de type génération de colonnes

Approximer l'ens. des tournées $\mathscr{R}$ par l'ens. des $\mathfrak{q}$-tournées $\tilde{\mathscr{R}}$

- $\mathfrak{q}$-tournée = tournée non-élémentaire de charge $q \leq Q$

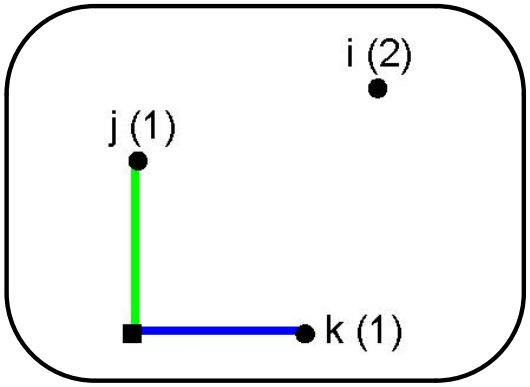
- Une $\mathfrak{q}$-tournée débute et se termine au dépôt avec une charge q
- Une $\mathfrak{q}$-tournée ne visite pas forcément tous les clients du graphe
- Une $\mathfrak{q}$-tournée peut traverser plus d'une fois un même client

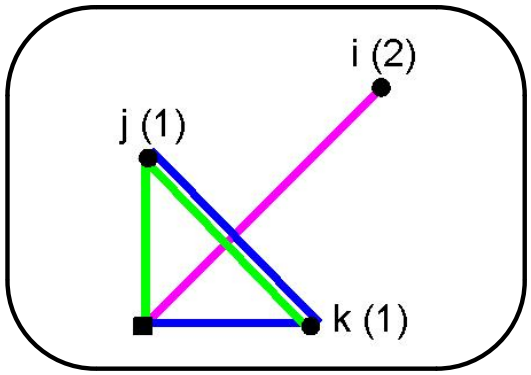


Approche de type génération de colonnes

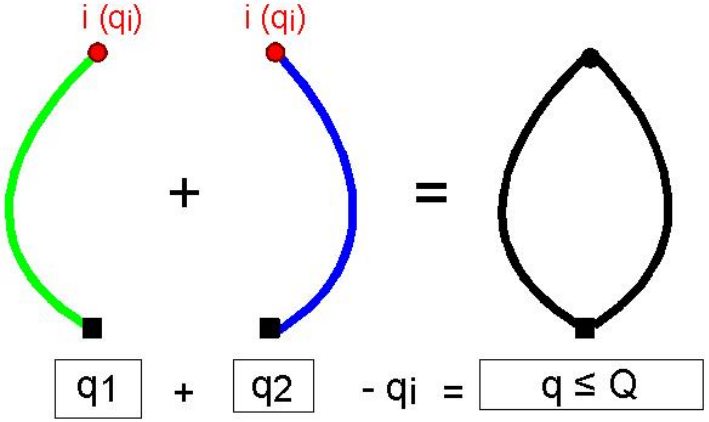
Générer les meilleures q-tournées par prog. dynamique

- Générer 2 q-chemins de charge $q \leq Q$ se terminant chez le client i



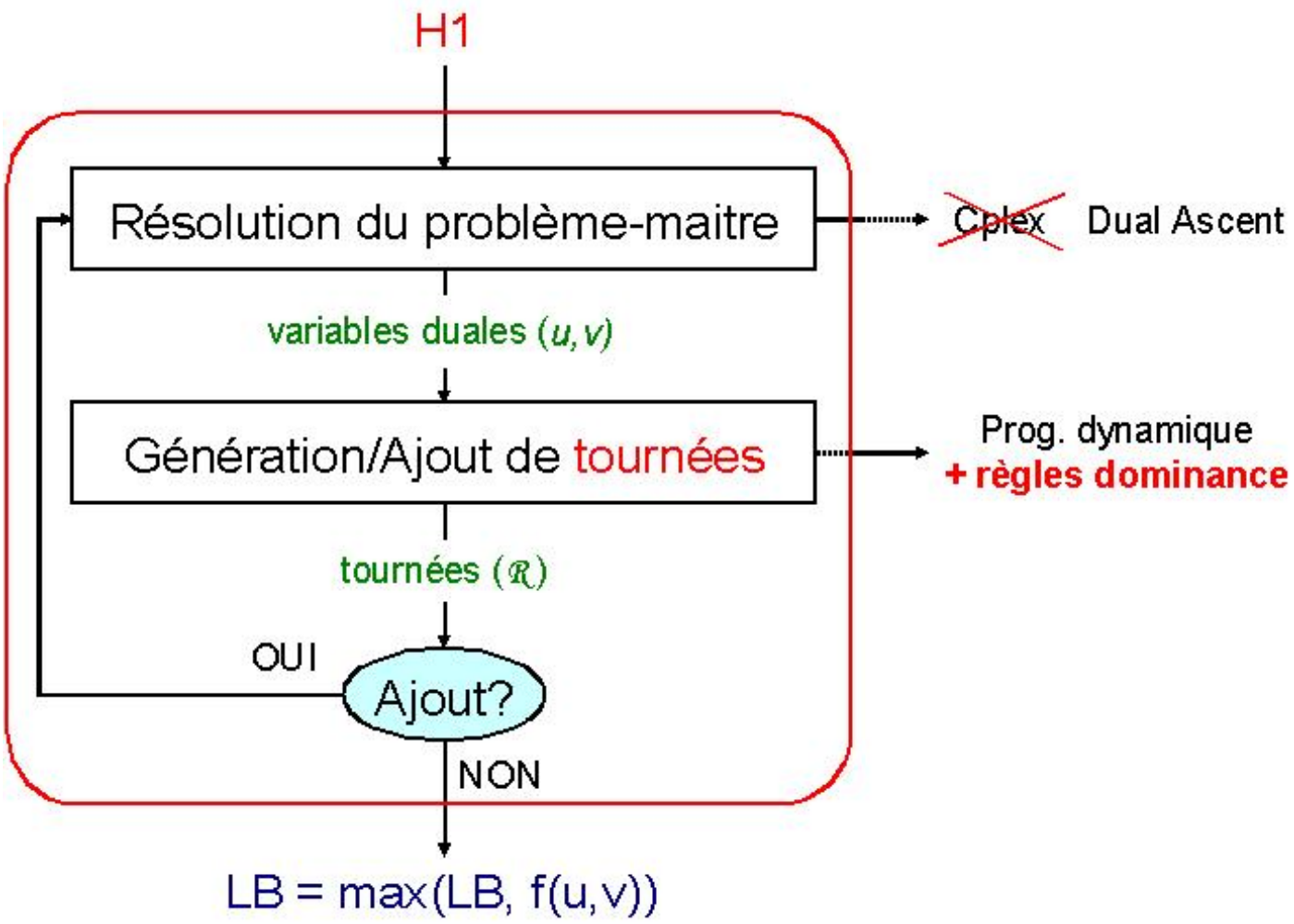


- Fusionner des paires de q-chemins se terminant chez le client i



Approche de type génération de colonnes

Heuristique duale H2



Approche de type génération de colonnes

Résultats numériques

(a) 2-PTVP

	BCP	H1			H1+H2		
	$\theta_{\%}$	$\theta_{\%}$	T	n_i	$\theta_{\%}$	T	n_o
A, B (26+23)	85,94	93,71	9 s	0	95,41	119 s	5
P (19)	97,18	93,97	59 s	1	97,35	179 s	1
VRPNC (7)	86,82	94,93	163 s	3	96,02	202 s	3

(b) 4-PTVP

	BCP	H1			H1+H2		
	$\theta_{\%}$	$\theta_{\%}$	T	n_i	$\theta_{\%}$	T	n_o
P (8)	98,84	96,92	255 s	2	97,55	289 s	3
VRPNC (6)	92,09	90,75	172 s	5	90,75	172 s	6

Approche polyédrale

Pt de départ : Formulation (PA) basée sur les arêtes

Principe : Combiner les procédures de séparation, d'évaluation et de coupes pour trouver des bornes inf. et sup.

Composants à définir

- Le modèle relaxé initial et les coupes à détecter
- Les procédures de détection des coupes
- Les règles de séparation et de parcours de l'arbre de recherche

2 algorithmes de branchements et coupes : $\mathrm{BC_{PA}}$ et $\mathrm{BC_{RPA}}$

Approche polyédrale

Modèle initial pour $\mathrm{BC_{PA}}$

$x_e^k = 1$ ssi l'arête e est utilisée en période k

$$\min f(x) = \sum_{k \in \mathbb{K}} \sum_{e \in E} c_e x_e^k \quad (20)$$

s. c.

$$\sum_{e \in \delta(i)} x_e^k = 2, \forall k \in \mathbb{K}, \forall i \in V' \quad (21)$$

$$\sum_{e \in \delta(0)} x_e^k \geq 2\lambda, \forall k \in \mathbb{K} \quad (22)$$

$$\cancel{\sum_{e \in \delta(S)} x_e^k \geq 2r(S), \forall S \subseteq V', \forall k \in \mathbb{K}} \quad (23)$$

$$\sum_{k \in \mathbb{K}} x_e^k \leq 1, \forall e \in E \quad (24)$$

$$x_e^k \in [0,1], e \in E, k \in \mathbb{K} \quad (25)$$

Modèle initial pour $\mathrm{BC_{RPA}}$

$X_e = 1$ ssi l'arête e est sélectionnée

$$\min f(X) = \sum_{e \in E} c_e X_e \quad (26)$$

s. c.

$$\sum_{e \in \delta(i)} X_e = 2, \forall i \in V' \quad (27)$$

$$\sum_{e \in \delta(0)} X_e \geq 2\lambda \quad (28)$$

$$\cancel{\sum_{e \in \delta(S)} X_e \geq 2r(S), \forall S \subseteq V'} \quad (29)$$

$$X_e \in [0,1], e \in E \quad (30)$$

Approche polyédrale

Coupes de capacité

- $\mathrm{BC_{PA}}$: $\sum_{e\in\delta(S)} x_e^k \geq 2r(S), \quad \forall S \subseteq V', S \neq \varnothing, \quad \forall k \in \mathbb{M}$
- $\mathrm{BC_{RPA}}$: $\sum_{e\in\delta(S)} X_e \geq 2r(S), \quad \forall S \subseteq V', S \neq \varnothing$

Coupes de peigne

- $\mathrm{BC_{PA}}$: $\sum_{e\in\delta(H)} x_e^k + \sum_{e\in\delta(T_j)} \sum_{j=1}^{t} x_e^k \geq S(H, T_1, .., T_t) + 1, \quad \forall k \in \mathbb{M}$
- $\mathrm{BC_{RPA}}$: $\sum_{e\in\delta(H)} X_e + \sum_{e\in\delta(T_j)} \sum_{j=1}^{t} X_e \geq S(H, T_1, .., T_t) + 1$

Coupes multi-étoiles

- $\mathrm{BC_{PA}}$: $\alpha \sum_{e\in(N:N)} x_e^k + \beta \sum_{e\in(N:S)} x_e^k \leq \gamma, \quad \forall k \in \mathbb{M}$
- $\mathrm{BC_{RPA}}$: $\alpha \sum_{e\in(N:N)} X_e + \beta \sum_{e\in(N:S)} X_e \leq \gamma$

Approche polyédrale

Résolution chaque sous-problème et gestion de l'arbre avec CPLEX®

Détection des coupes dans une solution : adaptation de CVRPSEP

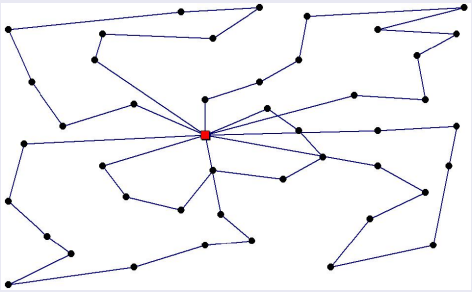
- $\mathrm{BC_{PA}}$: procédures de CVRPSEP pour chacune des m périodes
- $\mathrm{BC_{RPA}}$: procédures de MCVRPSEP sans contraction de graphe

Règles de parcours des arbres

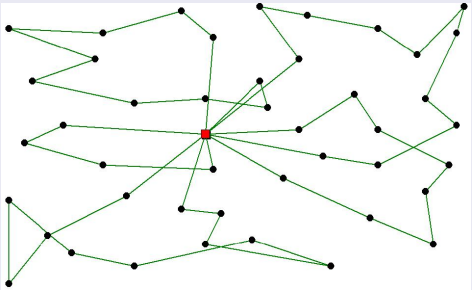
- Appliquer la séparation sur la variable de valeur proche de 0,5
- Priorité de séparation au nœud de plus faible borne inférieure
- Tuer les nœuds dont la borne inférieure $\geq$ meilleure borne sup.

Approche polyédrale

Résultats



(a) Période 1



(b) Période 2

Figure: 2-PTVP

$\mathrm{BC_{PA}}$

	$m = 2$	$m = 4$
A, B, P	98,14% - 7949 s	99,17% - 4714 s
VRPNC	94,95% - 10693 s	95,74% - 10806 s

$\mathrm{BC_{RPA}}$

	$m = 2$	$m = 4$
A, B, P	97,90 % - 301 s	99,14 % - 6,50 s
VRPNC	95,33 % - 448 s	96,47 % - 1895 s

Récapitulatif des travaux effectués sur le m-PTVP

Le m-PTVP

- 3 modèles maths
- Etude de complexité

Heuristiques adaptées et Bornes inf. polynomiales

- Adaptation de l'heur. de Clarke et Wright
- 3 Bornes inf. polynomiales

Métaheuristiques développées

- Recherche *tabou* guidée et diversifiée
- Recherche locale itérative

Approches polyédrales et de type génération de colonnes

- Génération de colonnes (2 heur. duales)
- 2 algos de branchement et coupes

Bon à savoir

- Bornes sup - Borne inf $\leq$ 1 à 3%

1 *Logistique de sécurité : le problème du m-PTVP*

2 *Logistique humanitaire : le problème du PTVCC*

3 *Récapitulatif des travaux et résultats*

4 *Conclusion et perspectives*

Description du PTVCC

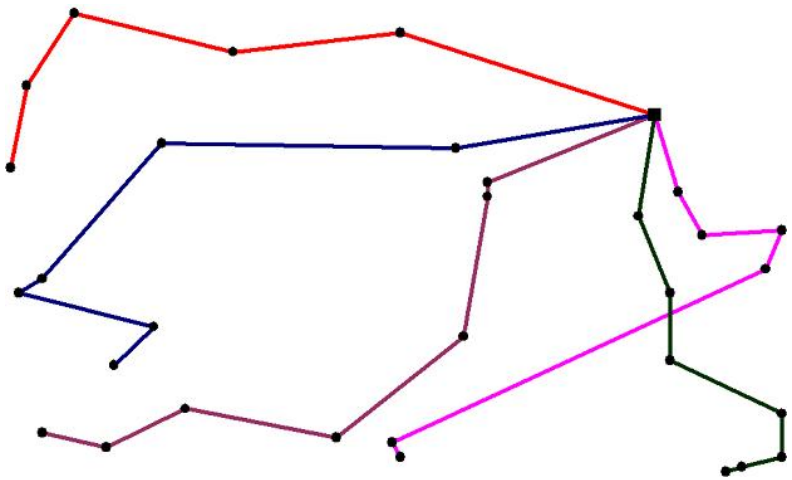
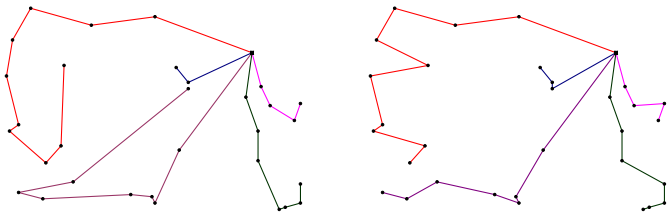


Figure: Ex. de sol. ($n = 31$)



- Obj : Min. la somme des dates d'arrivées chez les clients
- Chaque client est visité par une seule tournée
- Chaque tournée débute au dépôt
- Demande totale par tournée $\leq$ capacité des véhicules
- Une tournée par véhicule

Formulation mathématique

$$\min F = \sum_{k=1}^{R} \sum_{i \in V'} t_i^k \tag{31}$$

s. c.

$$\sum_{i \in V} x_{ij}^k = \sum_{i \in V} x_{ji}^k, \qquad \forall j \in V', \forall k \in [1 \dots R] \tag{32}$$

$$\sum_{k=1}^{R} \sum_{j \in V} x_{ij}^k = 1, \qquad \forall i \in V' \tag{33}$$

$$\sum_{i \in V'} \sum_{j \in V} x_{ij}^k q_i \leq Q, \qquad \forall k \in [1 \dots R] \tag{34}$$

$$\sum_{j \in V} x_{0j}^k = 1 \text{ et } \sum_{i \in V} x_{i,n+1}^k = 1, \qquad \forall k \in [1 \dots R] \tag{35}$$

$$t_i^k + w_{ij} \leq t_j^k + (1 - x_{ij}^k)T, \qquad \forall i \in V \setminus \{n+1\}, \forall j \in V, \forall k \in [1 \dots R] \tag{36}$$

$$t_i^k \geq 0, \qquad \forall i \in V, \forall k \in [1 \dots R] \tag{37}$$

$$x_{ij}^k \in \{0, 1\}, \qquad \forall i \in V, \forall j \in V, i \neq j, \forall k \in [1 \dots R] \tag{38}$$

Le PTVCC : Etat de l'art

Pb. de tournées de véhicules cumulatives (PTVCC)

- Généralisation du pb du réparateur itinérant (= TRP)

TRP (= Traveling Repairman Pb. = PTVCC mono-véhicule)

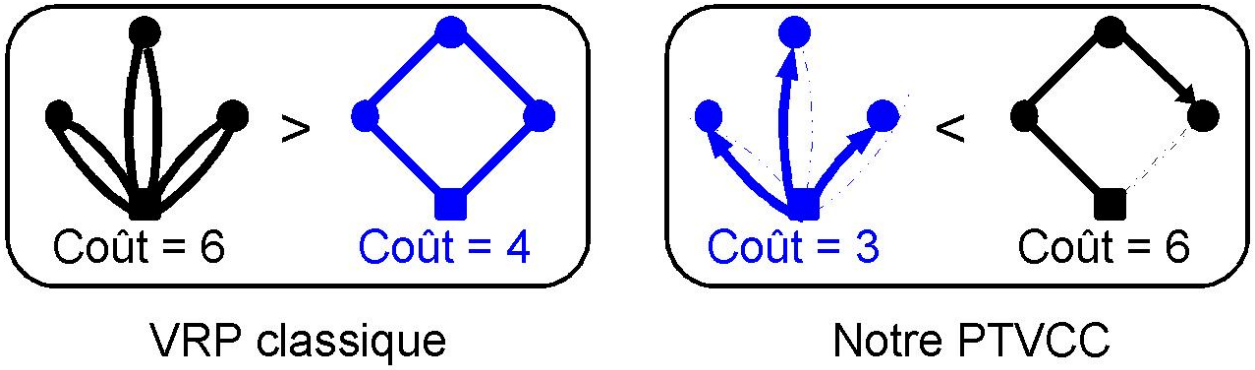
- pb. du livreur, chauffeur de bus scol. ou min. du temps de latence
- De nombreuses méthodes exactes et d'approximation
  - Sahni, S. and Gonzales, T.(1974), Chaudhuri, K. et al. (2003), Wu, B.Y., et al. (2004), Archer, A. et al. (2008) ...
- 1 seule métaheuristique : GRASP + VND
  - Salehipour, A., Sörensen, K., Goos, P. and Bräysy, O. (2008)

Le PTVCC : Etat de l'art

Intérêt récent et croissant pour la logistique humanitaire : Campbell, A.M. et al. (2008)

- Logistique humanitaire vs Logistique commerciale
  - L'urgence et l'équité doivent être prises en compte
  - La minimisation du coût total n'est pas la finalité
- Résultats préliminaires
  - Des fonctions-objectives alternatives sont envisagées
  - Le besoin en outils d'optimisation a été mis en évidence
  - L'impact sur les solutions obtenues pourrait être très important

Le PTVCC : Propriétés identifiées



$P1$: Les solutions optimales de PTVCC utilisent $\min\{R, n\}$ véhicules

$P2$: Le TRP ne produit pas de bornes inférieures pour le PTVCC

$P3$: Le coût F_{rk} de l'inverse rk d'une tournée k n'est pas trivial

$$F_{rk} = n_k D_k - F_k \tag{39}$$

(n = nbre de clients ; D = distance = longueur de type VRP ; F = coût)

Mes algorithmes pour le PTVCC

- Heuristique du plus proche voisin
- Algorithme mémétique

Bornes Supérieures

↓

optimum

↑

Bornes Inférieures

- Borne inf. LB1

$$LB_1 = \sum_{j \in V'} w_{0j} \tag{40}$$

- Borne inf. LB2'

$$\begin{aligned} LB'_2 &= \sum_{e=1}^{R} \left(\left\lceil \frac{R + n - e - (n \bmod R)}{R} \right\rceil \right) w'_e \\ &+ \sum_{e=1}^{n-R} \left(\left\lceil \frac{n - e - (n \bmod R)}{R} \right\rceil \right) w''_e \end{aligned} \tag{41}$$

Borne inférieure 2

Coût d'une tournée k

$$F_k = \sum_{(i,j)\in E(k)} (n_k - r_j + 1) w_{ij} \left\{ \begin{array}{l} \text{Somme des coûts des arcs pondérés} \\ \text{par le nombre de clients qui les suivent} \end{array} \right.$$

LB2 $\leftrightarrow$ Affecter les meilleurs coûts aux meilleurs coefficients

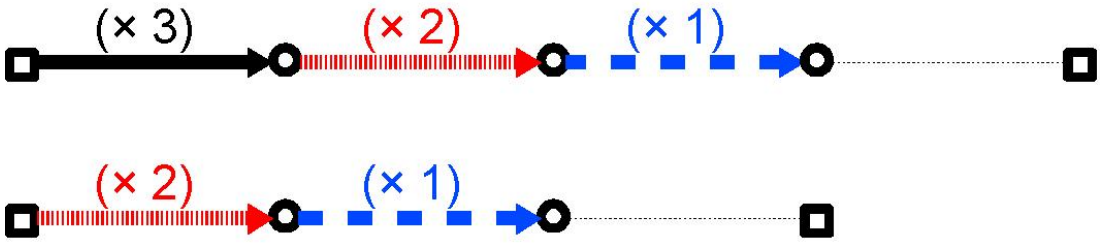


Figure: Meilleurs coefficients pour $n = 5$ et $R = 2$

Algorithme mémétique

Objectif : Trouver des solutions réalisables du PTVCC en temps de calculs raisonnables

Principe : Manipuler une population de chromosomes représentant des solutions, et ce à l'aide d'opérateurs de sélection et croisement

Principaux composants

- chromosomes et solutions : codage, décodage et croisement
- recherche locale

L'utilisation d'un critère de distance rend inutile les mutations

Algorithme mémétique

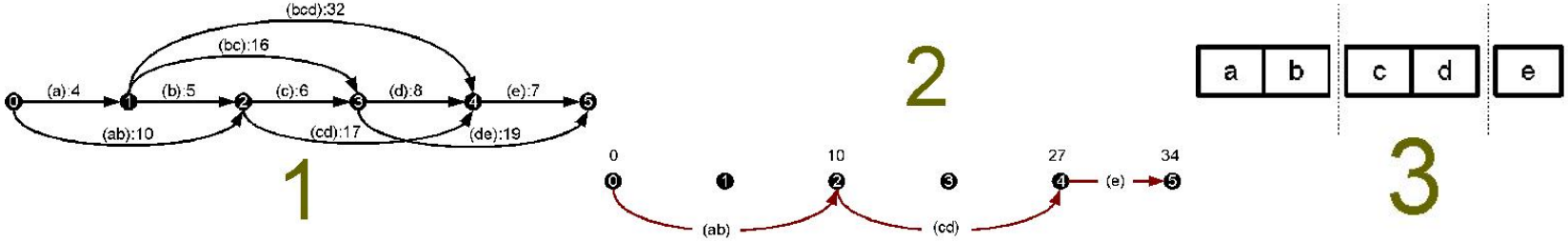
Codage d'une solution en chromosome : concaténer les tournées

a	b	c	d	e

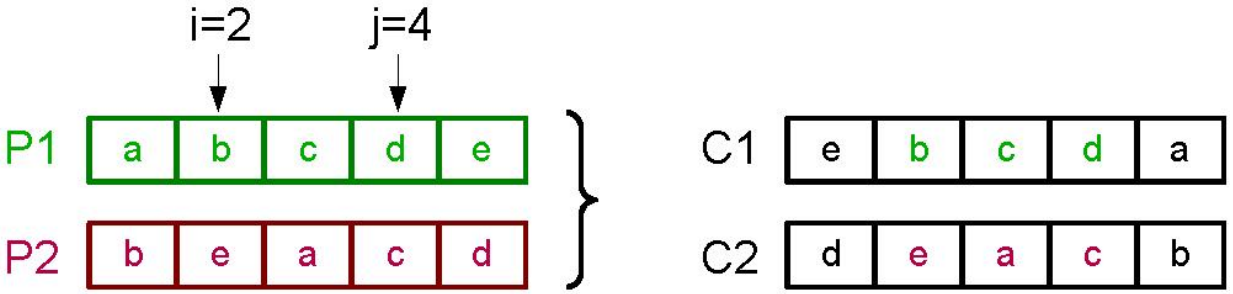
ou

1	2	3	4	5

Décodage optimal d'un chromosome en solution



Croisement de chromosomes : OX + Inversion de 0, 1 ou 2 parents



Recherche locale

Mouvements

$$\left.\begin{array}{l}\text{Déplacer le client } i\\ \text{Echanger les clients } i \text{ et } j\\ \text{2-opt}\end{array}\right\} + \text{Inversion de 0, 1 ou 2 tournées}$$

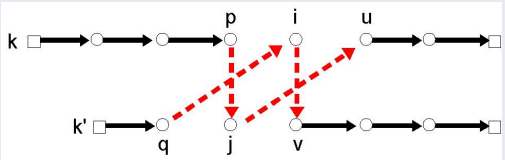
Pré-calculs

$$\left.\begin{array}{l}\text{Longueur}\\ \text{Coût}\\ \text{Nbre de clients}\end{array}\right\}$$

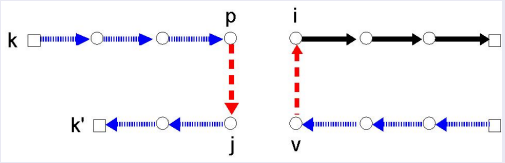
pour chaque tournée k

jusqu'à chaque client i

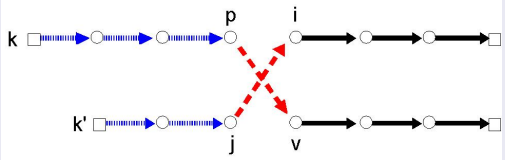
Recherche locale



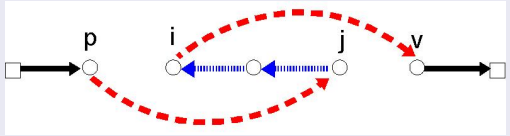
(a) Echange



(b) 2-opt Inter II

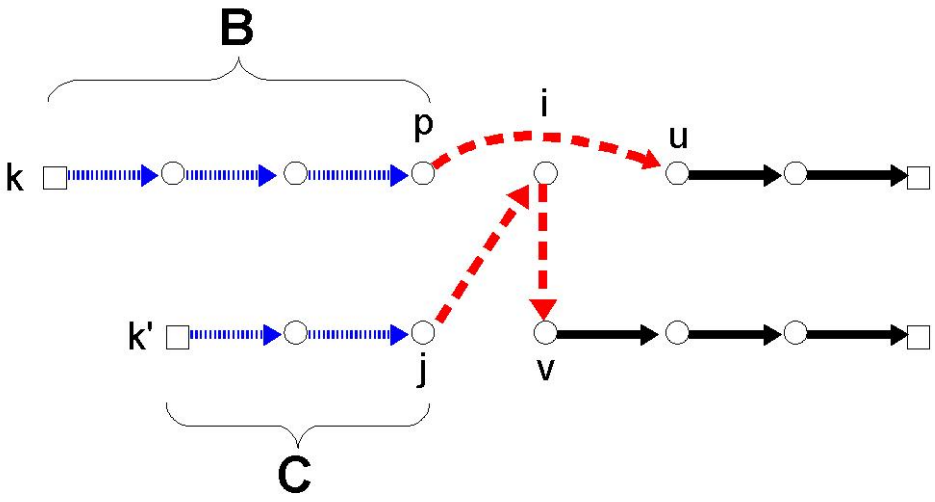


(c) 2-opt Inter X



(d) 2-opt Intra

Déplacer le client i vers la tournée k' en $O(1)$



$$\Delta F = \Delta F_k + \Delta F_{k'}$$

où

$$\Delta F_k = w_{pi}(n_k - r_p) + w_{iu}(n_k - r_i) - w_{pu}(n_k - r_i) + D_p$$
$$\Delta F_{k'} = w_{jv}(n_{k'} - r_j) - w_{ji}(n_{k'} - r_j + 1) - w_{iv}(n_{k'} - r_j) - D_j$$

Résultats sur le TRP = PTVCC mono-véhicule

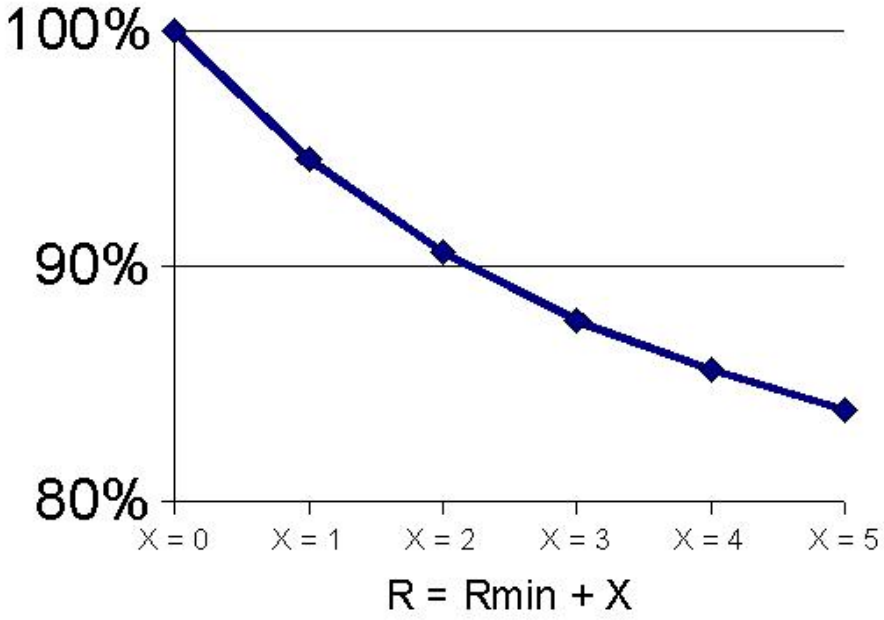
- Tests sur 120 instances de TRP de 10 à 500 clients
- Amélioration par rapport à la solution du l'heuristique PPV :

	Version Normale		Version Rapide	
GRASP+VND (*)	+ 8.83%	15886 s	+ 8.14%	1260 s
Notre MA (**)	**+ 10.09%**	2874 s	**+ 9.99%**	960 s

(*) Métaheuristique proposée par Salehipour, A. et al. (2008)
(**) Versions de MA : rapide = croisement OX ; normale = OX + inversion

Résultats sur le CCVRP

- Tests sur 7 instances VRPNC de 50 à 200 nœuds
- Heuristique PPV à 32,25% de UB



	$\Delta_{\%}$	T
MA rapide	0,94 %	181 s
MA	0,25 %	472 s

LB1	LB2	max{LB1,LB2}*
73,06%	67,69%	79,24%

*max{LB1,LB2} $>$ 80% dans 4 cas sur 7.

Récapitulatif des travaux de thèse

Le m-PTVP	Le PTVCC
• 3 modèles maths • Etude de complexité	• 1 modèle math • 3 propriétés

Heuristiques adaptées et Bornes inf. polynomiales

• Adaptation de l'heur. de Clarke et Wright • 3 Bornes inf. polynomiales	• Heur. du plus proche voisin • 2 Bornes inf. polynomiales

Métaheuristiques développées

• Recherche *tabou* guidée et diversifiée • Recherche locale itérative	• Algorithme mémétique • version normale / version rapide

Approches polyédrales et de type génération de colonnes

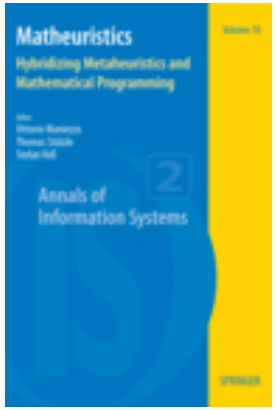
- Génération de colonnes (2 heur. duales)
- 2 algos de branchement et coupes

Bon à savoir

• Bornes sup - Borne inf $\leq$ 1 à 3%	• MA = meilleure métaheur. pour TRP

Conclusion et perspectives

Publications



- 3 articles publiés
  - 1 chapitre de livre : *Springer*
  - 2 revues internationales : *C&OR* et *4OR(r)*
- 7 conférences internationales
  - 4 avec actes (dont 2 ISBN)

Perspectives

- Algorithme exact de génération de colonnes
- Fenêtres de temps
- Résoudre le PTVCC multi-tournées

Joyeux
Anniversaire