

(12) BREVET D'INVENTION

- (11) N° de publication : **MA 59496 B1** (51) Cl. internationale : **G06Q 10/00; G06Q 10/047; G06Q 10/04; G06Q 10/04**
- (43) Date de publication : **31.10.2024**

(21) N° Dépôt : **59496**

(22) Date de Dépôt : **20.02.2023**

(71) Demandeur(s) : **ITTAH Makhoulf, 32, Rue Jalal Eddine Sayouti Casablanca (MA)**

(72) Inventeur(s) : **ITTAH Makhoulf**

(54) Titre : **Méthode Heuristique pour la résolution du problème du VOYAGEUR DE COMMERCE**

(57) Abrégé : La méthode objet du brevet est une méthode heuristique pour la résolution du problème du voyageur de commerce . Elle se déroule en 5 étapes depuis l'analyse des données , puis la séparation des données en deux catégories, la création de QUATRE points extrêmes , le calcul des chemins orientés pour chaque catégorie (nord seul et sud seul), et pour finir le raccordement des points extrêmes entre 2 à 2 .

486

487

Abrégé :

488

489

490

491

492

493

494

495

496

497

498

499

500

501

502

503

504

505

506

507

508

509

510

511

512

513

514

515

516

517

518

519

520

521

522

523

La méthode objet du brevet est une méthode heuristique pour la résolution du problème du voyageur de commerce . Elle se déroule en 5 étapes depuis l'analyse des données , puis la séparation des données en deux catégories, la création de QUATRE points extrêmes , le calcul des chemins orientés pour chaque catégorie (nord seul et sud seul), et pour finir le raccordement des points extrêmes entre 2 à 2 .

1
2
3
4
5
6
7
8
9
10
11
12
13
14
15
16
17
18
19
20
21
22
23
24
25
26
27
28
29
30
31
32
33
34
35
36
37
38
39
40
41

METHODE HEURISTIQUE DE RESOLUTION DU PROBLEME DU VOYAGEUR DE COMMERCE

Description de la solution :

1.1 Domaine auquel se rapporte l'invention

Le problème est le problème du voyageur de commerce .

C'est un problème d'optimisation dans le domaine de la Recherche Opérationnelle , des Mathématiques Appliquées et de l'Informatique et qui peut se résumer de la façon suivante : étant donné une liste de villes , et des distances entre toutes les paires de villes, détermine un plus court chemin qui visite chaque ville une seule fois et se termine dans la ville de départ .

Je me propose de donner une nouvelle méthode heuristique de résolution de ce problème.

1.2 Etat de la technique antérieure

Le problème du voyageur de commerce (TSP : Travelling Salesman Problem) est l'un des problèmes d'optimisation combinatoire les plus répandus .Le but est de **trouver le circuit le plus court** en partant d'une ville de départ, en visitant les villes une seule fois et en retournant à la ville de départ .

Malgré la simplicité de l'énoncé, on ne connaît pas d'algorithme permettant de trouver une solution exacte rapidement dans tous les cas .

Plus précisément, on ne connaît pas d'algorithme en temps polynomial, et la version décisionnelle du problème du voyageur de commerce est un problème NP-complet , ce qui est un indice de sa difficulté .

C'est l'un des problèmes centraux de l'informatique et de la recherche opérationnelle. Il est bien connu d'être NP-difficile et a fait l'objet de recherches selon différentes perspectives, notamment par approximation, algorithmes de temps exponentiel et heuristiques.

La solution la plus directe serait d'essayer toutes les permutations (combinaisons ordonnées) et de voir laquelle est la moins chère (en utilisant la recherche par force brute). Le temps d'exécution a un complexité de l'ordre **$O(n!)$** plus exactement **$(n-1) ! / 2$** la factorielle du nombre de villes, de sorte que cette solution devient impraticable, même pour seulement 20 villes. Le tableau donne le temps de calcul en fonction du nombre de villes (en partant du principe que le calcul d'un chemin prend 1 microseconde) .

42

nombre de villes	Temps de calcul (en microsecondes)	temps en heures , en années
10 villes	181 440 microsecondes	0,18 sec
15 villes	43 589 145 600 microsecondes	12 heures
20 villes	6×10^{16} microsecondes	1901 années
25 villes		le temps dépasse l'âge de l'univers

43

44

45

46

47

Les lignes d'attaque traditionnelles pour les problèmes NP-difficiles sont les suivantes:

48

- Concevoir des algorithmes exacts, qui fonctionnent raisonnablement vite que pour des problèmes de petite taille.

49

50

- Concevoir des algorithmes "sous-optimaux" ou heuristiques, c'est-à-dire des algorithmes qui fournissent des solutions approchées dans un délai raisonnable.

51

52

- Recherche de cas spéciaux pour le problème ("sous-problèmes") pour lesquels des heuristiques optimales ou exactes sont possibles

53

54

55

Les différentes méthodes et algorithmes heuristiques

56

l'algorithme de Held – Karp

57

L'une des premières applications de la programmation dynamique est l'algorithme de Held – Karp qui résout le problème dans le temps $O(n^2 2^n)$. En pratique, le TSP est souvent résolu au moyen d'heuristiques de recherche locales, dans lesquelles on part d'un cycle Hamiltonien arbitraire, puis on modifie le cycle au moyen de modifications locales en une série d'étapes. Après chaque étape, la distance du cycle devrait s'améliorer; lorsque l'algorithme ne trouve aucune amélioration, il s'arrête.

62

63

64

65

L'heuristique k-opt

66

L'un des exemples les plus réussis de cette approche est l'heuristique k-opt, dans laquelle un k-mouvement amélioré est effectué à chaque étape. Soit un cycle Hamiltonien H dans un graphe $G = (V, E)$ un k-mouvement est une opération qui supprime k arêtes de H et ajoute k arêtes de G de sorte que l'ensemble des arêtes résultant H0 est un nouveau cycle Hamiltonien. Le k-mouvement s'améliore si le poids de H0 est plus petit que le poids de H.

69

70

71

72

73

Les autres approches comprennent:

74

- Divers algorithmes de branch-and-bound, qui peuvent être utilisés pour traiter les TSP contenant 40 à 60 villes.

75

- 76 • Algorithmes d'amélioration progressive utilisant des techniques rappelant la
77 programmation linéaire. Fonctionne bien jusqu'à 200 villes.
78 • Implémentations de branch-and-bound et problem-specific cut generation
79 (branch-and-cut) : c'est la méthode de choix pour résoudre les instances
80 volumineuses. Cette approche tient le record actuel, résolvant une instance avec
81 85 900 villes, voir Applegate et al. (2006).

82

83 Une solution exacte pour 15 112 villes allemandes de TSPLIB a été trouvée en
84 2001 en utilisant la méthode du plan de coupe (cutting-plane method) proposée
85 par George Dantzig, Ray Fulkerson et Selmer M. Johnson en 1954, basée sur la
86 programmation linéaire. Les calculs ont été effectués sur un réseau de 110
87 processeurs situés à l'Université Rice et à l'Université Princeton. Le temps de
88 calcul total était équivalent à 22,6 ans sur un seul processeur Alpha 500 MHz.

89

90 En mai 2004, le problème TSP , qui consistait à se rendre dans les 24 978 villes
91 de Suède, était résolu: un circuit long d'environ 72 500 kilomètres avait été
92 découvert et il était prouvé qu'il n'existait pas de circuit plus court .

93

94 En mars 2005, le problème rencontré par le vendeur voyageur lors de la visite des
95 33 810 points d'un circuit imprimé a été résolu avec Concorde TSP Solver: un
96 circuit de 66 048 945 unités a été trouvé et il a été prouvé qu'il n'existait pas de
97 circuit plus court. Le calcul a pris environ 15,7 années CPU (Cook et al. 2006).

98

99 En avril 2006, une instance avec 85 900 points a été résolue à l'aide de Concorde
100 TSP Solver, ce qui représente plus de 136 années d'UC, voir Applegate et autres
101 (2006). 1.3 Algorithmes heuristiques et d'approximation Divers heuristiques et
102 algorithmes d'approximation, qui ont rapidement permis de trouver de bonnes
103 solutions, ont été conçus.

104

105 Les méthodes modernes peuvent trouver des solutions à des problèmes
106 extrêmement importants (des millions de villes) dans un délai raisonnable, avec
107 une probabilité de 2 à 3% de la solution optimale .

108

109 Plusieurs catégories d'heuristiques sont reconnues comme :

110 **algorithme gourmand (Greedy algorithm)**

111 La stratégie gourmande (qui est d'une grande complexité informatique) est
112 l'heuristique suivante : « À chaque étape du voyage, visitez la ville non visitée la
113 plus proche. » Cette heuristique n'a pas pour but de trouver la meilleure solution,
114 mais elle se termine par un nombre raisonnable d'étapes ; Trouver une solution
115 optimale à un problème aussi complexe nécessite généralement un nombre
116 déraisonnable d'étapes. En optimisation mathématique, les algorithmes
117 gourmands résolvent de manière optimale les problèmes combinatoires ayant les
118 propriétés des matroïdes et donnent des approximations à facteur constant aux
119 problèmes d'optimisation avec la structure sous-modulaire.

120

121 **L'algorithme du plus proche voisin (Nearest Neighbor algorithm)**

122 **L'algorithme du plus proche voisin** a été l'un des premiers algorithmes utilisés
123 pour résoudre approximativement le problème du vendeur itinérant . Dans ce
124 problème, le vendeur commence dans une ville aléatoire et visite à plusieurs
125 reprises la ville la plus proche jusqu'à ce que tous aient été visités. L'algorithme
126 donne rapidement un court tour, mais généralement pas le meilleur.

127

128 Voici les étapes de l'algorithme:

- 129 1. Initialisez tous les sommets comme non visités.
- 130 2. Sélectionnez un sommet arbitraire, définissez-le comme sommet **u** actuel.
131 Marquez **u** comme visité.
- 132 3. Découvrez l'arête la plus courte reliant le sommet **u** actuel et un
133 sommet **v** non visité.
- 134 4. Définissez **v** comme sommet **u** actuel. Marquez **v** tel que visité.
- 135 5. Si tous les sommets du domaine sont visités, terminez. Sinon, passez à
136 l'étape 3.

137 La séquence des sommets visités est la sortie de l'algorithme.

138 L'algorithme du plus proche voisin est facile à mettre en œuvre et s'exécute
139 rapidement, mais il peut parfois manquer des itinéraires plus courts qui sont
140 facilement remarqués avec la perspicacité humaine, en raison de sa nature
141 « gourmande ». En tant que guide général, si les dernières étapes du tour sont
142 comparables en longueur aux premières étapes, alors le tour est raisonnable; S'ils
143 sont beaucoup plus grands, il est probable que de bien meilleures visites existent.
144 Une autre vérification consiste à utiliser un algorithme tel que l'algorithme de limite
145 inférieure pour estimer si cette visite est assez bonne.

146 Dans le pire des cas, l'algorithme se traduit par une visite beaucoup plus longue
147 que la visite optimale. Pour être précis, pour chaque constante r , il existe une
148 instance du problème du vendeur itinérant telle que la durée du tour calculée par
149 l'algorithme du plus proche voisin est supérieure à r fois la durée du tour optimal.
150 De plus, pour chaque nombre de villes, il y a une attribution de distances entre les
151 villes pour lesquelles l'heuristique du voisin le plus proche produit le pire tour
152 possible. (Si l'algorithme est appliqué sur chaque sommet comme sommet de
153 départ, le meilleur chemin trouvé sera meilleur qu'au moins $N/2-1$ autres tours, où
154 N est le nombre de sommets.) ^[1]

155 L'algorithme du voisin le plus proche peut ne pas trouver de visite réalisable du
156 tout, même lorsqu'il en existe une.

157

158 **l'algorithme insertion la plus proche (Nearest Insertion)**

159 Les algorithmes d'insertion ajoutent de nouveaux points entre les points existants
160 d'une visite au fur et à mesure de sa croissance.

161 Une implémentation de l'insertion la plus proche commence par deux villes. Il
162 trouve ensuite à plusieurs reprises la ville qui n'est pas déjà dans la tournée qui
163 est la plus proche de toute ville de la tournée, et la place entre les deux villes qui
164 feraient en sorte que la visite résultante soit la plus courte possible. Il s'arrête
165 lorsqu'il ne reste plus d'insertions.

166

167 **L'algorithme insertion la moins chère (Cheapest Insertion)**

168 Comme l'insertion la plus proche, l'insertion la moins chère commence également
169 par deux villes. Il trouve ensuite la ville qui n'est pas déjà dans la tournée qui,
170 lorsqu'elle est placée entre deux villes connectées dans le sous-tour, entraînera la
171 visite la plus courte possible. Il insère la ville entre les deux villes connectées, et
172 répète jusqu'à ce qu'il n'y ait plus d'insertions.

173 L'algorithme d'insertion le moins cher est $O(n^2 \log_2(n))$

174

175 **L'algorithme insertion aléatoire (Random Insertion)**

176 L'insertion aléatoire commence également par deux villes. Il sélectionne ensuite
177 au hasard une ville qui n'est pas déjà dans la tournée et l'insère entre deux villes de
178 la tournée. Rincez, lavez, répétez.

179 Complexité temporelle : $O(n^2)$

180

181 **L'algorithme insertion la plus éloignée (Farthest Insertion)**

182 Contrairement aux autres insertions, l'insertion la plus éloignée commence par
183 une ville et la relie à la ville qui en est la plus éloignée.

184 Il trouve ensuite à plusieurs reprises la ville qui n'est pas déjà dans la tournée qui
185 est la plus éloignée de toute ville de la tournée, et la place entre les deux villes qui
186 feraient en sorte que la visite résultante soit la plus courte possible.

187 Complexité temporelle : $O(n^2)$

188

189 **Algorithme de Christofides (Christofides Algorithm)**

190 L'algorithme de Christofides est une heuristique avec une garantie
191 d'approximation $3/2$. Dans le pire des cas, la visite ne dépasse pas les $3/2$ de la
192 durée de la visite optimale.

193 En raison de sa vitesse et de sa garantie d'approximation $3/2$, l'algorithme
194 Christofides est souvent utilisé pour construire une limite supérieure, comme un
195 circuit initial qui sera encore optimisé à l'aide de l'heuristique d'amélioration des
196 visites, ou comme une limite supérieure pour aider à limiter l'espace de
197 recherche pour les techniques de branchement et de coupe utilisées dans la
198 recherche de l'itinéraire optimal.

199 Pour que cela fonctionne, il faut que les distances entre les villes soient
200 symétriques et obéissent à l'inégalité triangulaire, ce que vous trouverez dans un
201 plan de coordonnées x,y typique (espace métrique). Publié en 1976, il continue
202 de détenir le record du meilleur rapport d'approximation pour l'espace métrique.
203 L'algorithme est complexe [2]. Sa complexité temporelle est $O(n^4)$

204

205 **2-Opt method**

206 Un problème est appelé k-Optimal si nous ne pouvons pas améliorer la tournée
207 en changeant k bords.

208 Chaque itération k-Opt prend du temps. $O(n^k)$

209 2-Opt est un algorithme d'amélioration de la tournée de recherche locale
210 proposé par Croes en 1958. [3]. Cela provient de l'idée que les visites avec des
211 bords qui se croisent ne sont pas optimales. 2-opt considérera tous les
212 échanges possibles à 2 bords, échangeant 2 bords lorsqu'il en résultera une
213 visite améliorée.
214 2-opt prend du temps par itération. $O(n^2)$

215
216

217 **3-Opt method**

218 3-opt est une généralisation de 2-opt, où 3 arêtes sont échangées à la fois.
219 Lorsque 3 bords sont retirés, il existe 7 façons différentes de les reconnecter, ils
220 sont donc tous pris en compte.
221 La complexité temporelle de 3-opt est pour chaque itération 3-opt. $O(n^3)$

222
223

224 **Lin-Kernighan Heuristic**

225 Lin-Kernighan est une heuristique optimisée d'amélioration des tournées k-Opt.
226 Il fait un tour et essaie de l'améliorer.

227 En permettant à certaines des visites intermédiaires d'être plus coûteuses que la
228 tournée initiale, Lin-Kernighan peut aller bien au-delà du point où un simple 2-
229 Opt se terminerait [4].
230 LKH

231 Les implémentations de l'heuristique de Lin-Kernighan telles que LKH de Keld
232 Helsgaun peuvent utiliser des séquences de « marche » de 2-Opt, 3-Opt, 4-Opt,
233 5-Opt, « kicks » pour échapper aux minima locaux, une analyse de sensibilité
234 pour diriger et restreindre la recherche, ainsi que d'autres méthodes.

235 LKH a 2 versions; l'original et LKH-2 sortis plus tard. Bien qu'il s'agisse d'une
236 heuristique et non d'un algorithme exact, il produit souvent des solutions
237 optimales. Il a convergé vers l'itinéraire optimal de chaque tour avec une longueur
238 optimale connue. À un moment ou à un autre, il a également établi des records
239 pour chaque problème avec des optimums inconnus, tels que le World TSP, qui
240 compte 1 900 000 emplacements.

241

242

243 Lin-Kernigham enchaîné (Chained Lin-Kernigham)

244 Lin-Kernighan enchaîné est une méthode d'amélioration des tournées
245 construite sur l'heuristique Lin-Kernighan .

246

247

248 1.3.Exposé de l'invention

249

250 La méthode de résolution se nommera " la méthode NORD-SUD "

251 La méthode que je propose se déroulera en étapes depuis l'analyse
252 de données jusqu'à la création du circuit optimal .

253

254 1.3.1 Analyse des données

255 La première étape avant de commencer n'importe quels traitements
256 mathématiques ou statistiques est l'analyse des données car l'analyse des
257 données montre à quel type de données nous faisons face et permet de
258 mieux choisir l'algorithme à y appliquer comme :

- 259 • La forme des données

260 La forme des données inclus de déterminer si les données forment
261 un cercle, un carré , un rectangle , une forme géométrique symétrique
262 ou une dispersion en forme de patate ou autre .

- 263 • La densité des données

264 Cette analyse permet de connaître la densité des données. C'est une
265 analyse complémentaire pouvant ou pas servir lors de la suite de la
266 résolution du problème

- 267 • La distribution des données

268 Ces analyses se font par de simples calculs aidant par la suite de
269 l'algorithme à déterminer la technique de séparation des données .

270

271 1.3.2 séparation des données

272 La méthode consiste à séparer les données (les villes) par une méthode
273 de classification basée sur les méthodes statistiques .

274 La méthode de séparation consiste à analyser les données , leur
275 distribution sur le plan, la corrélation entre eux, les espacements entre eux,
276 leur densité et en fonction de tout cela, les séparées en 2 catégories qu'on
277 appellera les points au NORD et les points au SUD

278 En effet, en fonction de la distribution des données , une méthode
279 statistique de séparation peut être appliquer comme la Régression linéaire,
280 la Régression polynomiale à plusieurs degrés , la régression logarithmique,
281 la Régression exponentielle , etc...

282 En fonction d'un critère de satisfaction du degré de corrélation, nous
283 accepterons la Régression Satisfaisante et nous déciderons que tous les
284 points au dessus de cette courbe de tendance seront considérés comme
285 des points NORD et que tous les points en dessous de la courbe seront
286 considérés comme les points au SUD .

287 L'Intelligence Artificielle est mise à contribution car la méthode de calcul
288 change mais le principe de séparer les données est toujours présent .
289 Une fonction complexe est ainsi créée , cette fonction permet de tracer
290 une droite ou une courbe en forme polynomiale de différent degré ou
291 exponentielle ou logarithmique ou autre .
292 La **figure 2** donne une vision de la courbe de séparation et donc des
293 points au NORD et les points au SUD .
294

295

296

1.3.3 Ajustement de la séparation

297 La méthode d'ajustement est sensée déplacer la ligne ou courbe de
298 séparation afin de créer une meilleure séparation des points . Cette étape
299 est utile

300 Il s'agit d'une translation de la courbe visant à créer le " couloir " le plus
301 large entre les points

302 Cette étape n'est pas obligatoire lorsque la corrélation est déjà " optimale
303 " . L'Intelligence Artificielle est mise à contribution pour détecter le couloir
304 le plus large mais le principe de le rechercher est le principal .

305 A ce moment , la fonction créant la courbe de séparation est clairement
306 définie , c'est elle qui permettra de déterminer les points au NORD et les
307 points au SUD en calculant les écarts en les Y et les $f(Y)=Y'$

308

1.3.4 détermination des 4 points extrêmes

309 Une fois que les points au NORD et les points au SUD sont déterminés
310 , la 2^{ème} étape sera de déterminer 4 points extrêmes (2 points extrême
311 au NORD , et 2 points extrême au SUD) qu'on codifiera comme suit :

312 ENO - Extrême Nord Ouest

313 ENE – Extrême Nord Est

314 ESO - Extrême sud Ouest

315 ESE - Extrême Sud Est

316 Ces 4 points constituent les 2 points de départ (ENO et ESO) ceux
317 qui se trouvent complètement à l'ouest (ouest est une notion juste pour
318 expliquer , ce n'est pas spécialement les points les plus à l'ouest) et les
319 points d'arrivée (ENE et ESE) ceux qui se trouvent complètement à l'est
320 (l'est est une notion juste pour expliquer , ce n'est pas spécialement les
321 points les plus à l'est)
322

323

324 Pour déterminer les 2 points extrêmes du NORD,

325 on analyse les distances entre les points et la distance avec la courbe
326 de séparation (c'est la courbe qui a été définie pour délimiter et
327 séparer les points en deux catégories) et sa position par rapport aux
328 autres points du NORD et on détermine 2 points ENO et ENE . La
329 détermination de ces points extrêmes est très importante pour la suite
330 de l'algorithme

331 Pour déterminer les 2 points extrêmes du SUD ,

332 On fait exactement pareil que pour les points du NORD donc comme
333 ce qui est décrit au paragraphe 3.2.1 .
334

335 Voilà , à la fin de cette étape de la méthode, nous avons séparés les
336 points en 2 catégories et nous avons déterminés 4 points décisifs pour
337 la suite de la méthode voir **figure 4** .
338

339

340 **1.3.5 Relier les points du NORD entre eux en commençant par ENO** 341 **et en finissant par ENE**

342 Cette méthode consiste donc à relier 2 points ENO et ENE en passant
343 par plusieurs points (nommé **l’algorithm 131**)

344 L’algorithm 131 est basé sur le fait qu’on prenne le point de départ ,
345 en l’occurrence le point ENO , puis on prend les 3 points les plus
346 proches (les plus proches ne veut pas dire qui ont la distance la plus
347 proche MAIS qui ont une certaine caractéristique (nous développerons
348 plus en aval comment l’algorithme sélectionne les 3 points à prendre en
349 compte pour le calcul de NEXT POINT) et enfin encore un point .

350 En effet, une fois qu’on a sélectionné ces 5 points, on laisse des calculs
351 combinatoires sur 3 combinaisons de circuit , on détermine le circuit le
352 plus court et donc ON DETERMINE LE POINT “ NEXT POINT “

353 Ce nouveau point est repris pour être considéré comme le nouveau point
354 de départ et on relance la procédure de SELECTION DE 5 (1 + 3 +1)
355 POINTS

356 CALCUL DES COMBINAISONS

357 DETERMINATION DU POINT DE DESTINATION “ NEXT POINT “

358 Et ainsi de suite jusqu’à ce qu’on arrive au point ENE (car nous avons
359 commencé par ENO pour arriver à ENE)

360 L’algorithm 131 est un plus complexe qu’on ne le pense mais il ne se
361 trompe pas pour relier les points entre eux SANS en oublié un sur le
362 chemin voir **figure 5** .

363 Il n’utilise pas la méthode du “ plus proche voisin pour se diriger “ .

364

365

366 **1.3.6 Relier les points du SUD entre eux en commençant par ESO** 367 **et en finissant par ESE**

368 On utilise le même algorithme que celui utilisé pour relier les points du
369 Nord entre eux c’est – à dire **l’algorithm 131**

370 Et on détermine le chemin de ESO (Extrême Sud Ouest) jusqu’à ESE
371 (Extrême sud Est) , on obtient un chemin SUD voir **figure 6** .

372

373 **1.3.7 Raccorder ENO avec ESO et ENE avec ESE**

374 A cette étape de la méthode, on raccorde tout simplement les 2 points
375 EST entre eux (c’est-à-dire ENE avec ESE) et on raccorde les 2 points
376 OUEST entre eux (c’est-à-dire ENO avec ESO) .

377 Et on détermine le chemin de ESO (Extrême Sud Ouest) jusqu'à ESE
378 (Extrême sud Est) , on obtient un chemin SUD voir **figure 7** .

379

380 **1.3.8 Brèves présentation des figures**

381 Figure 1 : représente la position des points (des villes) sur un axe x,y

382 Figure 2 : représente la droite qui sépare les points , c'est une courbe
383 de tendance de degré 1 , elle a une bonne corrélation mais ne donne
384 pas un bon " couloir "

385

386 Figure 3 : représente la droite de tendance réajustée qui permet de
387 créer le couloir le plus large et donc de déterminer une fois pour toute ,
388 les points qui seront au NORD et les points qui seront au SUD

389

390 Figure 4 : représente la détermination des points extrêmes . Au NORD
391 notamment le point ENO (Extrême Nord Ouest) et le point ENE (
392 Extrême Nord Est) et au SUD , le point ESO (Extrême Sud Ouest) et
393 le point ESE (Extrême Sud Est).

394

395 Figure 5 : représente le chemin tracé au NORD par l'algorithme 131 qui
396 permet de déterminer le POINT SUIVANT (NEXT POINT) et donc de
397 donner une séquence aux points .

398

399 Figure 6 : représente le chemin tracé au SUD par l'algorithme 131 qui
400 permet de déterminer le POINT SUIVANT (NEXT POINT) et donc de
401 donner une séquence aux points .

402

403 Figure 7 : représente le raccordement entre les 4 points 2 à 2 .

404

405

406 **1.3.7 Avantages de l'invention par rapport à l'état de la technique** 407 **antérieure**

408 Par rapport aux méthodes déjà existantes, cette méthode a quelques

409 avantages

- 410 • Le temps de calcul est plus rapide
- 411 • Dans la plupart des configurations, les résultats sont plus optimaux
- 412 • Un grand nombre de villes peuvent être traitées
- 413 • La ville de départ n'a pas d'importance car le circuit est optimal
414 quelque soit le point de départ
- 415 • Les aberrations sont éliminées comme la liaison entre 2 villes très

416 éloignées, cette option n'est même pas prise en compte

417

418

419 **1.3.8 les différentes applications**

420 La méthode du plus court chemin en général, peut être utile pour
421 résoudre les problèmes comme :

- 422 • Le problème du voyageur de commerce (voyageur itinérant)
- 423 • Le problème d'optimisation de machines outils permettant
- 424 de percer des trous sur carte
- 425 • Le problème d'optimisation des tournées de livraison
- 426 • Etc...

427

428

429

430

431

432

433

434

435

436

437

438

439

440

441

442

443

444

445

446

447

448

449

Revendications modifiées

1) Méthode heuristique pour la résolution du problème du voyageur de commerce **caractérisée par** les étapes suivantes :

- La séparation des données par une fonction complexe, séparation en 2 catégories NORD et SUD
- La détermination de 4 points extrêmes.
- La logique de calcul pour relier les points NORD entre eux et la même logique de calcul pour relier les points SUD entre eux-
- Le raccordement des 4 points extrêmes 2 à 2.

2) Méthode heuristique pour la résolution du problème du voyageur de commerce selon la revendication 1, **caractérisée par** :

Approche de création de courbes parallèles passant par chaque point (autant de courbes parallèles qu'il y a de points) et détermination des 2 courbes parallèles ayant l'espace entre elles le plus large. Nous appellerons cela le couloir le plus large .

Tous les points se trouvant au dessus de ce couloir s'appelleront les points NORD et tous les points en dessous de ce couloir s'appelleront les points SUD .

3) Méthode heuristique pour la résolution du problème du voyageur de commerce selon la revendication 1, **caractérisée par** :

- La détermination de 4 points extrêmes dont 2 points seront du NORD et 2 points seront du SUD.

La technique de détermination des 4 points ENE, ESE, ENO, ESO

ENE - **Extrême Nord Est**

ESE - **Extrême Sud Est**

ENO - **Extrême Nord Ouest**

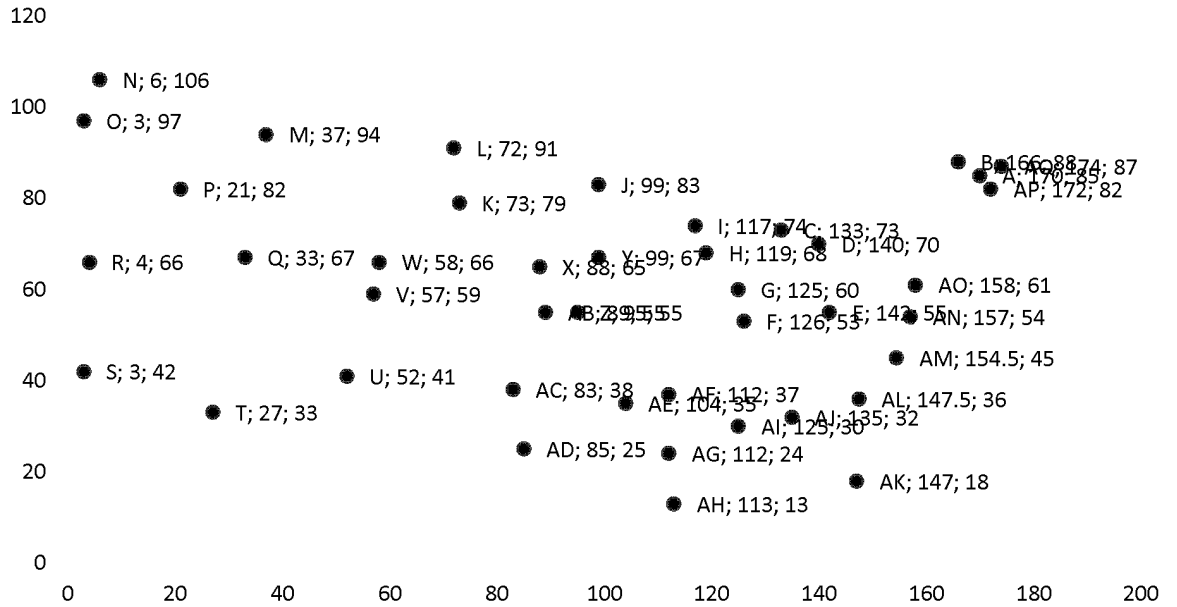
ESO - **Extrême Sud Ouest**

qui ne peuvent être déterminer qu'une fois l'équation de la ligne (ou la courbe) de séparation déterminée. En effet, les 4 points dépendent de leur position et leur distance par rapport à la ligne (ou la courbe) de séparation. Les 4 points ne sont pas automatiquement les plus proches.

4) Méthode heuristique pour la résolution du problème du voyageur de commerce selon la revendication 1, **caractérisée par** :

La méthode de calcul du POINT SUIVANT (NEXT POINT), cette méthode de calcul qui prend en compte 5 points dont 1 point de départ et 4 points proches , et qui détermine le point qui va être retenu comme proche destination.

Chart Title



524

525

Fig. 1

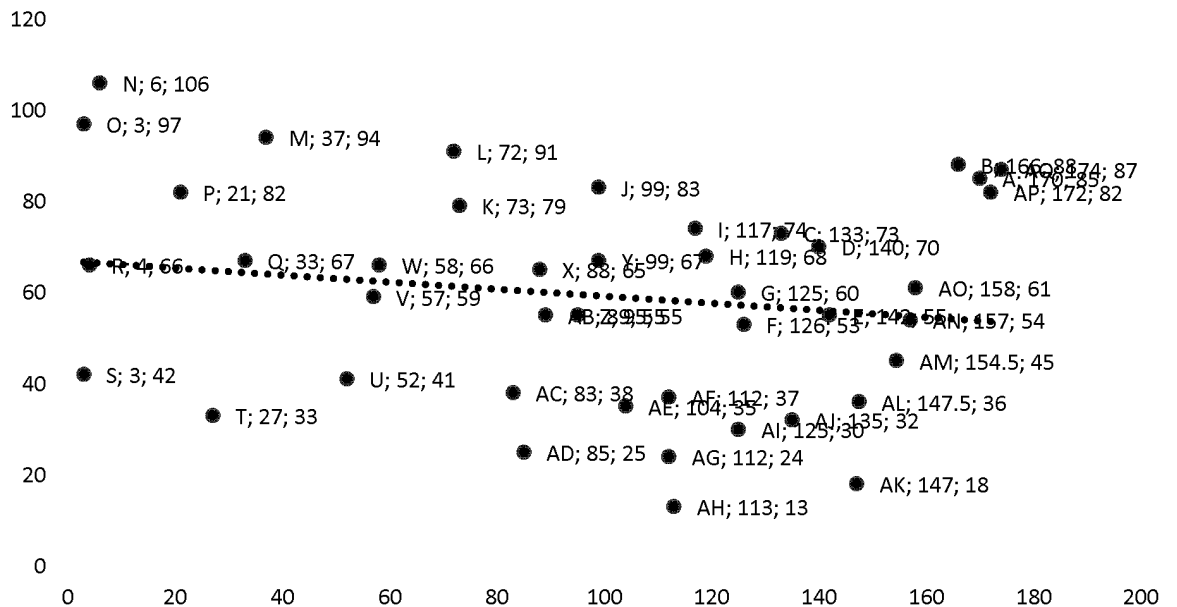
526

527

528

529

Chart Title



530

531

532

533

534

535

Fig. 2

Chart Title

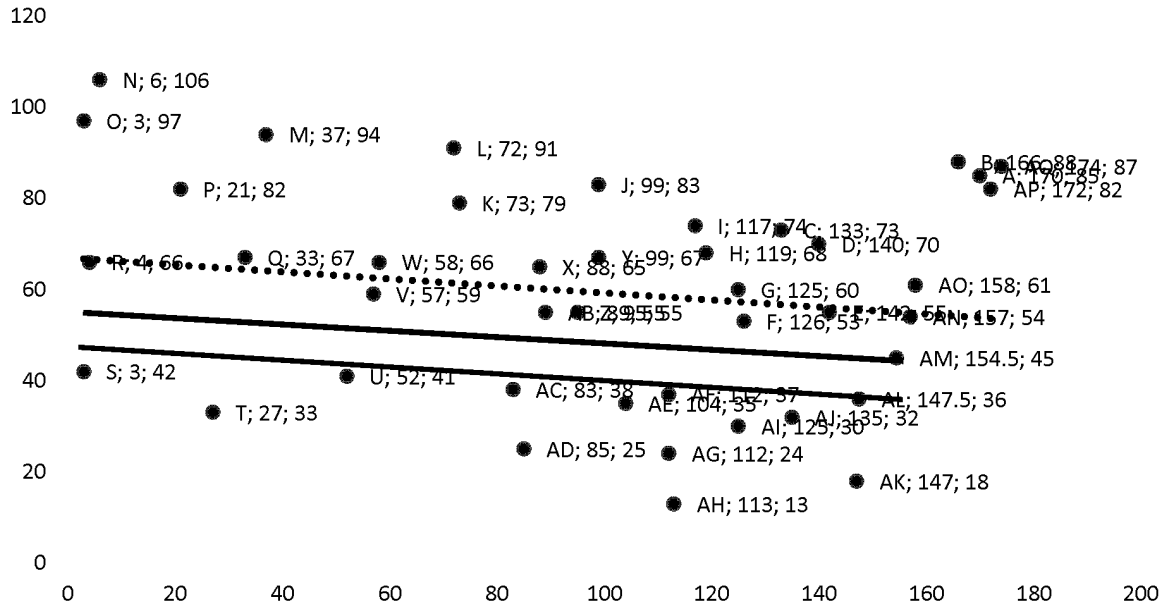


Fig. 3

536
537
538
539
540
541

Chart Title

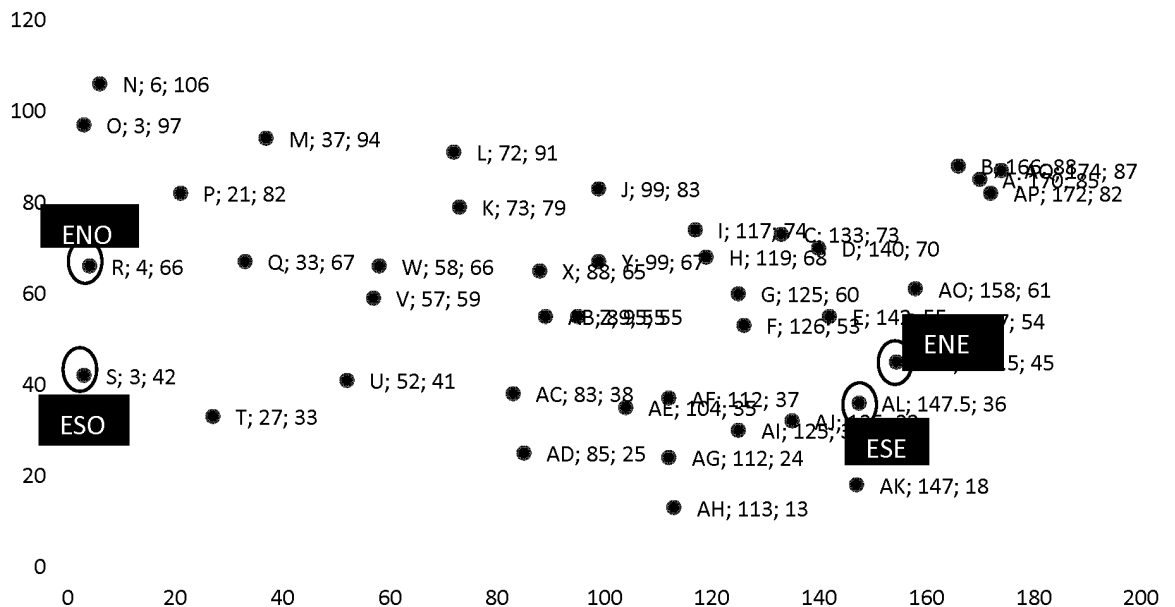
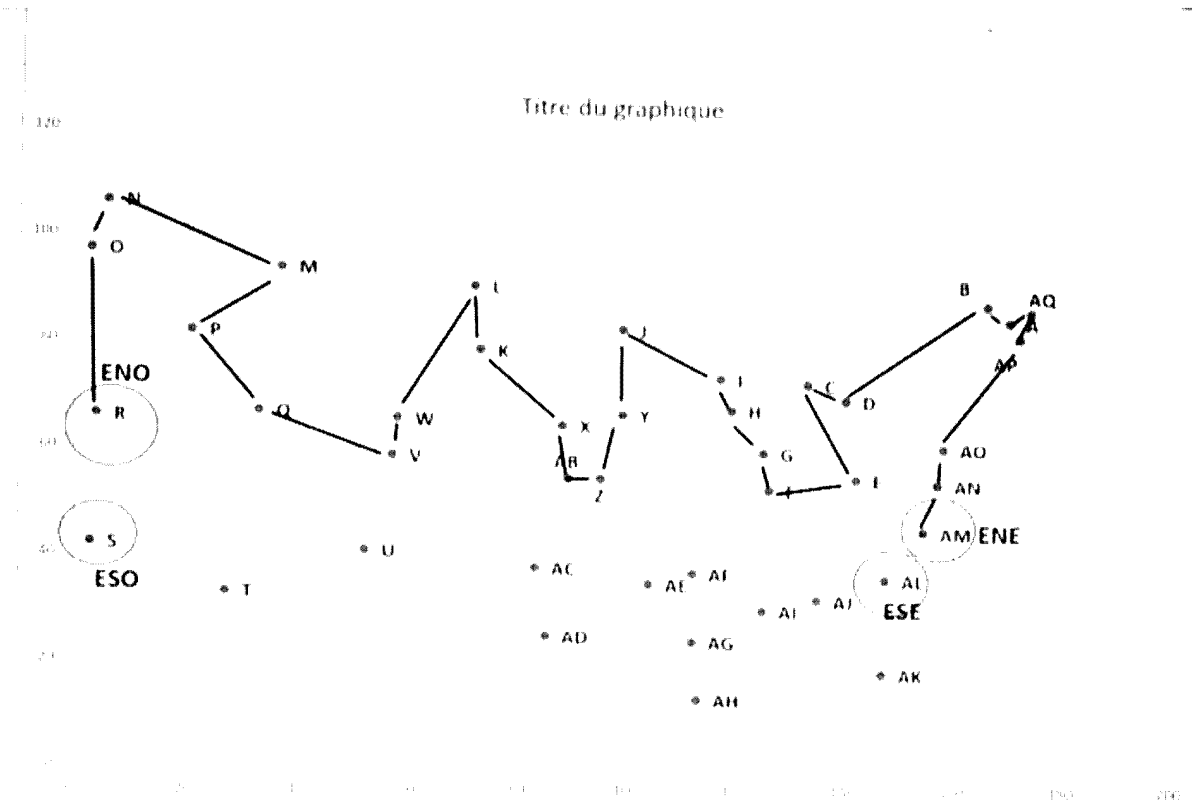


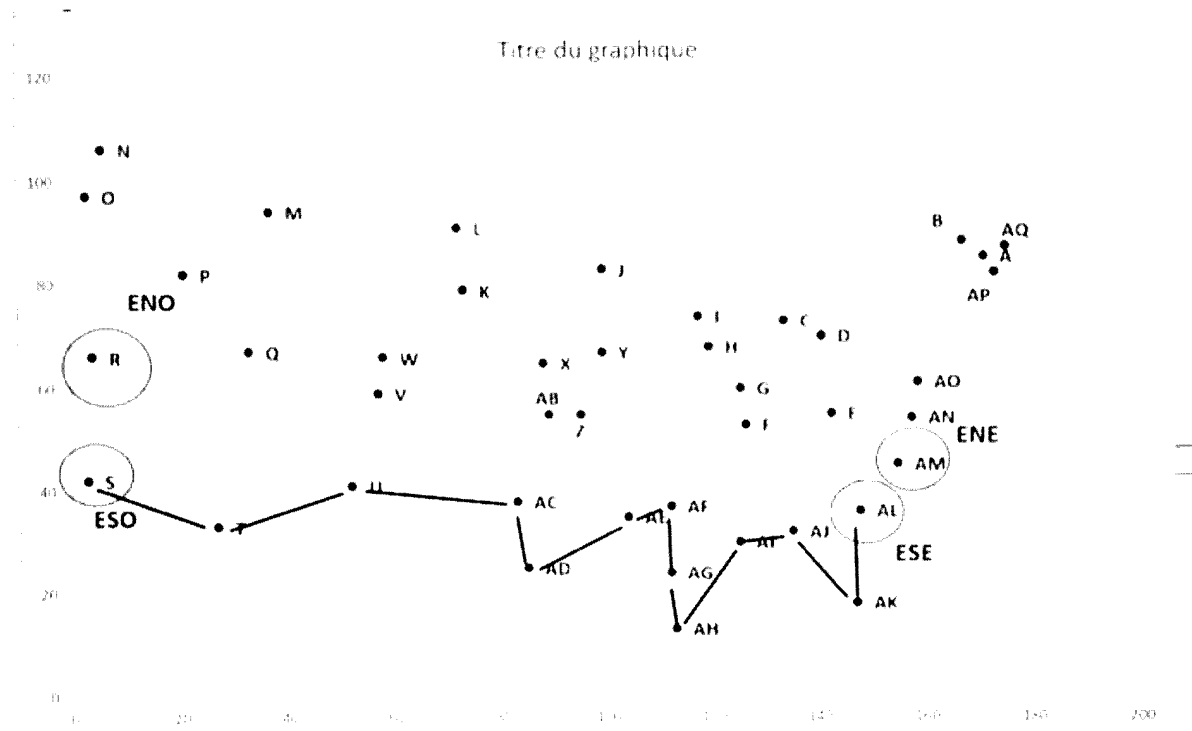
Fig. 4

542
543
544
545
546
547
548
549
550



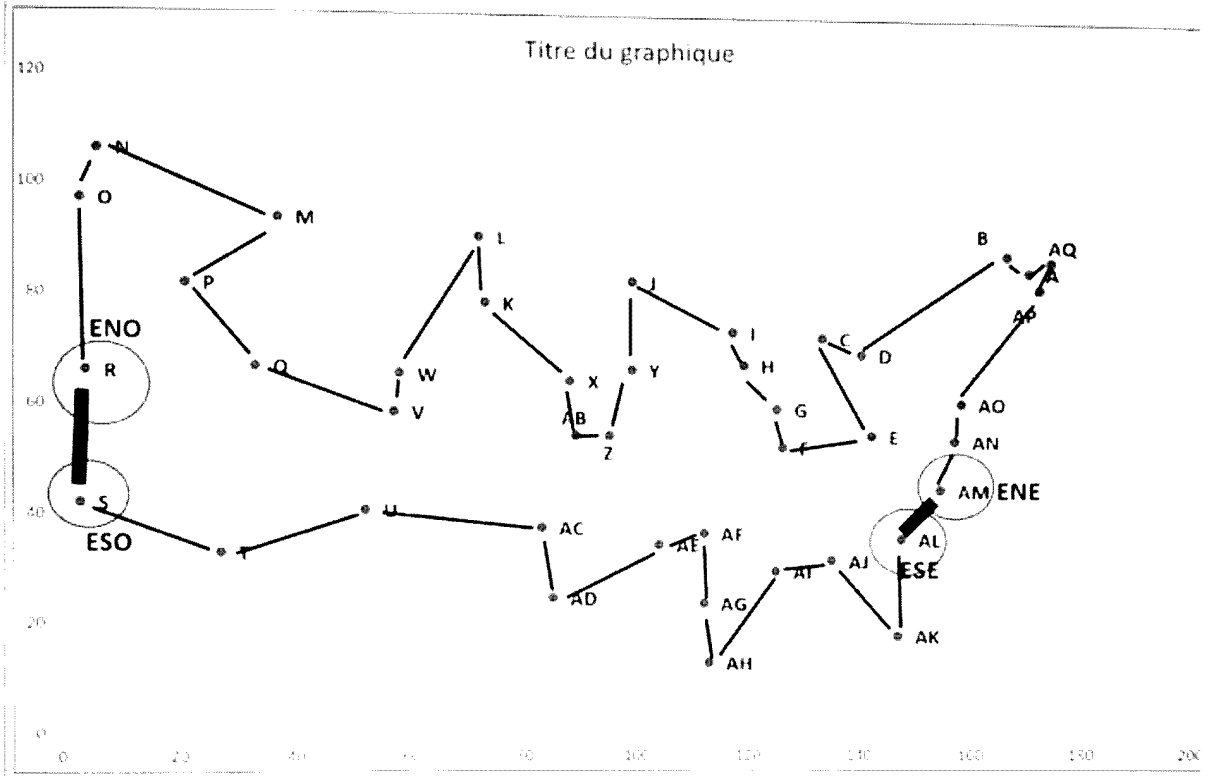
551
552
553
554
555

Fig. 5



556
557
558
559

Fig. 6




560

561

Fig. 7

**RAPPORT DE RECHERCHE DEFINITIF AVEC OPINION SUR
LA BREVETABILITE**

*Établi conformément à l'article 43.2 de la loi 17-97 relative à la
protection de la propriété industrielle telle que modifiée et complétée
par la loi 23-13*

Renseignements relatifs à la demande	
N° de la demande : 59496	Date de dépôt : 20/02/2023 ;
Déposant : ITTAH Makhlouf	
Intitulé de l'invention : Méthode Heuristique pour la résolution du problème du VOYAGEUR DE COMMERCE	
Classement de l'objet de la demande : CIB : G06Q 10/00 ; G 06Q 10/04 ; CPC : G06Q 10/047 ; G 06Q 10/04 ;	
Le présent rapport contient des indications relatives aux éléments suivants :	
Partie 1 : Considérations générales	
<input checked="" type="checkbox"/> Cadre 1 : Base du présent rapport <input type="checkbox"/> Cadre 2 : Priorité	
Partie 2 : Opinion sur la brevetabilité	
<input type="checkbox"/> Cadre 3 : Remarques de clarté <input type="checkbox"/> Cadre 4 : Observations à propos de revendications modifiées qui s'étendent au-delà du contenu de la demande telle qu'initialement déposée <input type="checkbox"/> Cadre 5 : Défaut d'unité d'invention <input type="checkbox"/> Cadre 6 : Observations à propos de certaines revendications exclues de la brevetabilité <input checked="" type="checkbox"/> Cadre 7 : Déclaration motivée quant à la Nouveauté, l'Activité Inventive et l'Application Industrielle	
Examineur: Sara AGUENDICH	Date d'établissement du rapport : 28/10/2024
Téléphone: (+212) 5 22 58 64 14	

Partie 1 : Considérations générales**Cadre 1 : base du présent rapport**

Les pièces suivantes servent de base à l'établissement du présent rapport :

- Demande telle qu'initialement déposée
- Demande modifiée suite à la notification du rapport de recherche préliminaire :
- Revendications
1-4
- Observations à l'appui des revendications maintenues
- Observations des tiers suite à la publication de la demande
- Réponses du déposant aux observations des tiers
- Nouveaux documents constituant des antériorités
- Observations à l'encontre de la décision de rejet

Partie 2 : Opinion sur la brevetabilité**Cadre 7 : Déclaration motivée quant à la Nouveauté, l'Activité Inventive et l'Application Industrielle**

Nouveauté	Revendications 1-4	Oui
	Revendications aucune	Non
Activité inventive	Revendications 1-4	Oui
	Revendications aucune	Non
Application Industrielle	Revendications 1-4	Oui
	Revendications aucune	Non

Il est fait référence aux documents suivants:

D1 : US2004132099A1

1. Nouveauté

Aucun document de l'état de l'art, considéré isolément, ne divulgue une méthode heuristique pour la résolution du problème du voyageur de commerce comprenant l'ensemble des caractéristiques techniques énoncées dans les revendications 1 à 4. D'où l'objet desdites revendications est nouveau au sens de l'art. 26 de la loi 17-97 telle que modifiée et complétée par la loi 23-13.

2. Activité inventive

Le document D1 qui est considéré comme l'état de la technique le plus proche de l'objet de la revendication 1, divulgue une méthode heuristique pour la résolution du problème du voyageur de commerce caractérisée par les étapes suivantes :

- La séparation des données ;
- La détermination des points extrêmes ;
- Le raccordement des points extrêmes.

Par conséquent, l'objet de la revendication 1 diffère de D1 en ce que la méthode de la présente demande comprend les étapes suivantes :

- La séparation des données en 2 catégories NORD et SUD ;
- La détermination de 4 points extrêmes ;
- La logique de calcul pour relier les points NORD entre eux et la même logique de calcul pour relier les points SUD entre eux ;
- Le raccordement des 4 points extrêmes 2 à 2.

L'effet technique desdites différences est celui d'éliminer les aberrations et réduire le temps de calcul.

Le problème objectif technique que la présente invention se propose de résoudre est comment, à partir de D1, optimiser le temps de calcul.

La solution à ce problème proposée dans la revendication 1 n'est pas décrite dans l'art antérieur, pris seul ou en combinaison. Aucun enseignement n'a été trouvé dans les documents de l'état de la technique qui aurait incité l'homme du métier, d'arriver à la solution telle que décrite dans la revendication 1.

Par conséquent, l'objet de la revendication 1 implique une activité inventive au sens de l'article 28 de la loi 17-97 telle que modifiée et complétée par la loi 23-13.

Les revendications 2 à 4 dépendent de la revendication 1 dont l'objet est considéré inventif, comme indiqué auparavant, et satisfont donc aux exigences de l'article 28 de la loi 17-97 telle que modifiée et complétée par la loi 23-13.

3. Application industrielle

L'objet de la présente invention est susceptible d'application industrielle au sens de l'article 29 de la loi 17-97 telle que modifiée et complétée par la loi 23-13, parce qu'il présente une utilité déterminée, probante et crédible.