



ΠΟΛΥΤΕΧΝΕΙΟ ΚΡΗΤΗΣ

Τμήμα Μηχανικών Παραγωγής και Διοίκησης

Τομέας Επιστήμης Αποφάσεων

Εργαστήριο Σχεδιασμού και Ανάπτυξης Συστημάτων Υποστήριξης Αποφάσεων

**ΕΠΛΥΣΗ ΤΟΥ ΠΡΟΒΛΗΜΑΤΟΣ ΔΡΟΜΟΛΟΓΗΣΗΣ
ΟΧΗΜΑΤΩΝ ΜΕ ΧΡΟΝΙΚΑ ΠΑΡΑΘΥΡΑ ΜΕΣΩ
ΜΙΜΗΤΙΚΟΥ ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΥ**

ΜΕΤΑΠΤΥΧΙΑΚΗ ΔΙΑΤΡΙΒΗ

του

ΔΗΜΗΤΡΟΥΛΑ ΔΙΟΝΥΣΙΟΥ

ΕΠΙΒΛΕΨΗ

ΜΑΡΙΝΑΚΗΣ ΙΩΑΝΝΗΣ, Λέκτορας

ΕΞΕΤΑΣΤΙΚΗ ΕΠΙΤΡΟΠΗ

ΜΑΡΙΝΑΚΗΣ ΙΩΑΝΝΗΣ, Λέκτορας

ΓΡΗΓΟΡΟΥΔΗΣ ΕΥΑΓΓΕΛΟΣ, Επίκουρος Καθηγητής

ΜΑΤΣΑΤΣΙΝΗΣ ΝΙΚΟΛΑΟΣ, Καθηγητής

ΧΑΝΙΑ

ΙΑΝΟΥΑΡΙΟΣ 2012

ΠΕΡΙΛΗΨΗ

Το πρόβλημα δρομολόγησης οχημάτων με χρονικά παράθυρα (Vehicle Routing Problem with Time Windows - VRPTW) αφορά μία εταιρεία διανομής προϊόντων η οποία διαθέτει μία αποθήκη και ένα στόλο οχημάτων περιορισμένης χωρητικότητας τα οποία πρέπει να διανείμουν σε ένα σύνολο πελατών τη ζήτηση που έχει συμφωνηθεί διανύοντας την ελάχιστη δυνατή Ευκλείδεια απόσταση. Η διανομή προϊόντων πρέπει να γίνει εντός συγκεκριμένων χρονικών παραθύρων αλλιώς δεν είναι αποδεκτή η παραλαβή προϊόντων. Τέλος κάθε πελάτης πρέπει να εξυπηρετηθεί μία φορά και από ένα μόνο όχημα.

Από την παραπάνω περιγραφή του προβλήματος γίνονται εμφανείς οι ομοιότητες με το πρόβλημα πλανόδιου πωλητή (Traveling Salesman Problem - TSP) με τη διαφορά ότι το VRPTW είναι πολύ πιο δύσκολο να επιλυθεί αφού ο αριθμός διαδρομών δεν είναι εκ των προτέρων γνωστός (στο TSP απαιτείται η εύρεση μίας μόνο διαδρομής) και έχουμε τον επιπρόσθετο περιορισμό των χρονικών παραθύρων.

Ο μεθευρετικός αλγόριθμος επίλυσης είναι ένας προτεινόμενος Μιμητικός αλγόριθμος προσαρμοσμένος στα ιδιαίτερα χαρακτηριστικά του προβλήματος. Οι Μιμητικοί αλγόριθμοι είναι ένα ισχυρό εργαλείο βελτιστοποίησης, άκρως κατάλληλοι για την αντιμετώπιση του προβλήματος αφού είναι υβριδικοί αλγόριθμοι οι οποίοι βασίζονται στη χρήση ενός πληθυσμού υποψήφιων λύσεων για να εξερευνήσουν το χώρο των λύσεων (ολική βελτιστοποίηση) και σε μία διαδικασία τοπικής αναζήτησης η οποία δίνει το βέλτιστο εντός μίας περιοχής έλξης της αντικειμενικής συνάρτησης του προβλήματος.

ΛΕΞΕΙΣ ΚΛΕΙΔΙΑ

Δρομολόγηση Οχημάτων με Χρονικά Παράθυρα, Εφοδιαστική Αλυσίδα, Μιμητικοί Αλγόριθμοι.

ΠΕΡΙΕΧΟΜΕΝΑ

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 1: ΠΑΡΟΥΣΙΑΣΗ ΤΟΥ ΠΡΟΒΛΗΜΑΤΟΣ VRPTW

1.1	Εισαγωγή	1
1.2	Μαθηματική περιγραφή του προβλήματος VRPTW	2

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 2: ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΣ ΕΠΙΛΥΣΗΣ ΤΟΥ ΠΡΟΒΛΗΜΑΤΟΣ

2.1	Εισαγωγή στους Μιμητικούς αλγόριθμους	5
2.2	Σύνοψη προτεινόμενου Μιμητικού αλγόριθμου	6
2.3	Αναπαράσταση χρωμοσωμάτων	8
2.4	Initialization	9
2.5	Distance calculation	10
2.6	Mates selection	12
2.7	Mating	17
2.8	Mutation	22
2.9	Elite mutation	29

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 3: ΑΠΟΤΕΛΕΣΜΑΤΑ

3.1	Τα προβλήματα του Solomon	30
3.2	Βέλτιστη ρύθμιση παραμέτρων	31
3.3	Σύνοψη αποτελεσμάτων	31
3.3.1	Αποτελέσματα προτεινόμενου Μιμητικού αλγόριθμου για κάθε κατηγορία προβλημάτων	31
3.3.2	Σύγκριση με αποτελέσματα βιβλιογραφίας	33
3.3.3	Σχολιασμός αποτελεσμάτων	35
3.4	Αναλυτικά αποτελέσματα επιλεγμένων προβλημάτων	39
3.4.1	Αποτελέσματα προβλήματος C105	39
3.4.2	Αποτελέσματα προβλήματος C203	41
3.4.3	Αποτελέσματα προβλήματος R103	43
3.4.4	Αποτελέσματα προβλήματος R202	45
3.4.5	Αποτελέσματα προβλήματος RC105	47
3.4.6	Αποτελέσματα προβλήματος RC202	49

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 4: ΣΥΜΠΕΡΑΣΜΑΤΑ

ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΑ	52
--------------	----

ΠΑΡΟΥΣΙΑΣΗ ΤΟΥ ΠΡΟΒΛΗΜΑΤΟΣ VRPTW

1.1 ΕΙΣΑΓΩΓΗ

Το πρόβλημα δρομολόγησης οχημάτων με χρονικά παράθυρα (Vehicle Routing Problem with Time Windows – VRPTW) είναι ένα από τα σημαντικότερα NP-hard προβλήματα συνδυαστικής βελτιστοποίησης της επιχειρησιακής έρευνας. Το VRPTW μπορεί να περιγραφεί συνοπτικά σαν το πρόβλημα βέλτιστου προγραμματισμού ενός στόλου οχημάτων ο οποίος πρέπει να διανείμει τα προϊόντα μιας αποθήκης σε ένα σύνολο γεωγραφικά διασκορπισμένων πελατών οι οποίοι έχουν δεδομένη ζήτηση προϊόντων, είτε διανύοντας την ελάχιστη δυνατή Ευκλείδεια απόσταση, είτε ελαχιστοποιώντας τον αριθμό των χρησιμοποιούμενων οχημάτων, είτε ικανοποιώντας ένα συνδυασμό των δύο προηγούμενων αντικειμενικών κριτηρίων. Ο προγραμματισμός των οχημάτων πρέπει να γίνει με τρόπο ώστε κάθε πελάτης να εξυπηρετηθεί μία φορά και από ένα μόνο όχημα (απαγορεύεται η κατακερματισμένη διανομή προϊόντων στους πελάτες) το οποίο αναχωρεί και επιστρέφει στην αποθήκη. Επίσης το σύνολο των προϊόντων που μεταφέρει κάθε όχημα δεν πρέπει να υπερβαίνει τη χωρητικότητά του και η παράδοση των προϊόντων σε κάθε πελάτη πρέπει να ξεκινάει εντός συγκεκριμένου χρονικού παράθυρου. Τέλος λόγω της παρουσίας των χρονικών παράθυρων των πελατών το πρόβλημα VRPTW αποτελεί γενίκευση του βασικού προβλήματος δρομολόγησης οχημάτων (Vehicle Routing Problem – VRP).

Μερικές από τις πρακτικές εφαρμογές του προβλήματος VRPTW είναι η διανομή προϊόντων σε supermarket, οι χρηματοποστολές τραπεζών, η διανομή εφημερίδων και περιοδικών στα περίπτερα, η συλλογή αστικών και βιομηχανικών αποβλήτων, η διανομή αλληλογραφίας και τέλος η δρομολόγηση σχολικών λεωφορείων και περιπολιών υπηρεσιών ιδιωτικής ασφάλειας.

Επειδή το πεδίο πρακτικών εφαρμογών του προβλήματος VRPTW σε μία σύγχρονη κοινωνία είναι ευρύτατο το συγκεκριμένο πρόβλημα βρίσκεται στο επίκεντρο σοβαρών ερευνητικών προσπαθειών και οι καλύτερες μέχρι τώρα προτεινόμενες ακριβείς μεθοδολογίες επίλυσης βασίζονται σε παραλλαγές της μεθόδου Column Generation, ενώ οι καλύτεροι μέχρι τώρα ευρετικοί αλγόριθμοι επίλυσης βασίζονται στις εξελικτικές στρατηγικές, στις επαναληπτικές διαδικασίες τοπικής αναζήτησης και στις διαδικασίες τοπικής αναζήτησης από πολλά αρχικά σημεία.

1.2 ΜΑΘΗΜΑΤΙΚΗ ΠΕΡΙΓΡΑΦΗ ΤΟΥ ΠΡΟΒΛΗΜΑΤΟΣ VRPTW

Το VRPTW ορίζεται από ένα στόλο οχημάτων V , ένα σύνολο πελατών C και ένα προσανατολισμένο γράφημα G . Θεωρείται ότι ο στόλος είναι ομοιογενής, δηλαδή όλα τα οχήματα είναι ίδια. Το γράφημα αποτελείται από $|C| + 2$ κόμβους, όπου οι πελάτες συμβολίζονται με $1, 2, \dots, n$. Η αποθήκη είναι ο κόμβος 0 (αποθήκη «αναχώρησης») και ο κόμβος $n + 1$ (αποθήκη «επιστροφής»). Το σύνολο όλων των κόμβων, δηλαδή $0, 1, \dots, n + 1$ συμβολίζεται με N . Το σύνολο των τόξων συμβολίζεται με A και ορίζει τις συνδέσεις μεταξύ αποθήκης-πελατών και ενός πελάτη με κάποιον άλλο πελάτη. Δεν υπάρχουν τόξα τα οποία καταλήγουν στον κόμβο 0 ή τόξα τα οποία εκκινούν από τον κόμβο $n + 1$. Κάθε τόξο (i, j) με $i \neq j$ έχει ένα κόστος c_{ij} και ένα χρόνο t_{ij} στον οποίο μπορεί να συμπεριλαμβάνεται και ο χρόνος εξυπηρέτησης του πελάτη i . Το κόστος c_{ij} ισούται με την Ευκλείδεια απόσταση των πελατών i και j και συνήθως ο χρόνος t_{ij} ισούται με το άθροισμα της Ευκλείδειας απόστασης των πελατών i και j και του χρόνου εξυπηρέτησης του πελάτη i .

Κάθε όχημα έχει χωρητικότητα q προϊόντων και κάθε πελάτης i έχει ζήτηση d_i προϊόντων. Κάθε πελάτης i έχει ένα χρονικό παράθυρο $[a_i, b_i]$ και ένα όχημα πρέπει να τον επισκεφθεί πριν την χρονική στιγμή b_i . Εάν το όχημα επισκεφθεί τον πελάτη i πριν την χρονική στιγμή a_i τότε πρέπει να περιμένει μέχρι να «ανοίξει» το χρονικό του παράθυρο ώστε να τον εξυπηρετήσει. Τα χρονικά παράθυρα των δύο αποθηκών θεωρείται ότι είναι ίδια μεταξύ τους και ίσα με $[a_0, b_0]$ τα οποία συμβολίζουν τον χρονικό ορίζοντα προγραμματισμού. Τα οχήματα απαγορεύεται να αναχωρήσουν από την αποθήκη πριν την χρονική στιγμή a_0 και πρέπει να επιστρέψουν στην αποθήκη το αργότερο την χρονική στιγμή b_{n+1} .

Θεωρείται ότι τα q, a_i, b_i, d_i και c_{ij} είναι μη αρνητικοί ακέραιοι αριθμοί και ότι τα t_{ij} είναι θετικοί ακέραιοι αριθμοί. Επίσης θεωρείται ότι η τριγωνική ανισότητα ισχύει για τα c_{ij} και t_{ij} (δηλαδή ισχύει ότι $c_{ij} \leq c_{ih} + c_{hj}$ και $t_{ij} \leq t_{ih} + t_{hj}$, $\forall h, i, j \in N$). Μπορεί να προστεθεί ένας αριθμός σε κάθε κόστος c_{ij} χωρίς να αλλάξει η βέλτιστη λύση του VRPTW αφού η τριγωνική ανισότητα θα εξακολουθεί να ισχύει.

Η μαθηματική περιγραφή του VRPTW χρησιμοποιεί δύο σύνολα μεταβλητών απόφασης, τα σύνολα x και s . Σε κάθε τόξο (i, j) με $i \neq j$, $i \neq n + 1$, $j \neq 0$ και σε κάθε όχημα k ορίζεται η μεταβλητή απόφασης x_{ijk} ως:

$$x_{ijk} = \begin{cases} 1, & \text{εαν το όχημα } k \text{ μεταβαίνει από τον πελάτη } i \text{ στον πελάτη } j, \\ 0, & \text{αλλιώς.} \end{cases}$$

Η μεταβλητή απόφασης s_{ik} ορίζεται για κάθε κόμβο i και κάθε όχημα k συμβολίζοντας την χρονική στιγμή που το όχημα k ξεκινάει την εξυπηρέτηση του πελάτη i . Στην περίπτωση που το όχημα k δεν εξυπηρετεί τον πελάτη i η μεταβλητή απόφασης s_{ik} στερείται νοήματος και επομένως η τιμή της δεν λαμβάνεται υπόψιν. Υποθέτουμε ότι $a_0 = 0$ και συνεπώς $s_{0k} = 0$, $\forall k$.

Ο στόχος είναι να σχεδιαστεί ένα σύνολο διαδρομών το οποίο ελαχιστοποιεί το συνολικό κόστος ώστε:

1. Κάθε πελάτης να εξυπηρετηθεί μόνο μία φορά,
2. Κάθε όχημα να εκκινεί από τον κόμβο 0 και να καταλήγει στον κόμβο $n + 1$,
3. Ο αριθμός των χρησιμοποιούμενων οχημάτων να μην υπερβεί το συνολικό διαθέσιμο πλήθος τους $|V|$ και
4. Τα χρονικά παράθυρα των πελατών και ο περιορισμός χωρητικότητας των οχημάτων να ικανοποιούνται.

Η μαθηματική περιγραφή του προβλήματος VRPTW είναι η εξής:

$$x_{ijk}^{\min}, s_{ik}^{\min} \sum_{k \in V} \sum_{i \in N} \sum_{j \in N} c_{ij} \cdot x_{ijk}, \text{ υπό τους περιορισμούς:} \quad (1.1)$$

$$\sum_{k \in V} \sum_{j \in N} x_{ijk} = 1, \quad \forall i \in C \quad (1.2)$$

$$\sum_{i \in C} d_i \cdot \sum_{j \in N} x_{ijk} \leq q, \quad \forall k \in V \quad (1.3)$$

$$\sum_{j \in N} x_{0jk} = 1, \quad \forall k \in V \quad (1.4)$$

$$\sum_{i \in N} x_{ihk} - \sum_{j \in N} x_{hjk} = 0, \quad \forall h \in C, \forall k \in V \quad (1.5)$$

$$\sum_{i \in N} x_{i, n+1, k} = 1, \quad \forall k \in V \quad (1.6)$$

$$s_{ik}^{\min} + t_{ij} - M_{ij} \cdot (1 - x_{ijk}) \leq s_{jk}, \quad \forall i, j \in N, \forall k \in V \quad (1.7)$$

$$a_i \leq s_{ik} \leq b_i, \quad \forall i \in N, \forall k \in V \quad (1.8)$$

$$x_{ijk} \in \{0, 1\}, \quad \forall i, j \in N, \forall k \in V \quad (1.9)$$

$$\sum_{k \in V} \sum_{j \in N} x_{0jk} \leq |V|, \quad \forall k \in V, \forall j \in N \quad (1.10)$$

Ακολουθεί σύντομη ανάλυση των τύπων (1.1) – (1.10):

- Η αντικειμενική συνάρτηση (1.1) ελαχιστοποιεί το συνολικό κόστος όλων των διαδρομών.
- Οι περιορισμοί (1.2) εξασφαλίζουν ότι κάθε πελάτης θα εξυπηρετηθεί μόνο μία φορά.
- Οι περιορισμοί (1.3) δηλώνουν ότι ένα όχημα δεν μπορεί να εξυπηρετήσει περισσότερους πελάτες από όσους του επιτρέπει η χωρητικότητά του.

- Το σύνολο των περιορισμών (1.4), (1.5) και (1.6) αποτελεί τους ροϊκούς περιορισμούς του προβλήματος. Πιο συγκεκριμένα οι περιορισμοί (1.4) δηλώνουν ότι κάθε όχημα πρέπει να αναχωρήσει από την αποθήκη 0, οι περιορισμοί (1.5) δηλώνουν ότι όταν ένα όχημα εξυπηρετήσει κάποιο πελάτη πρέπει να αναχωρήσει για κάποιον άλλο προορισμό και τέλος οι περιορισμοί (1.6) δηλώνουν ότι όλα τα οχήματα πρέπει να επιστρέψουν στην αποθήκη $n + 1$.
- Οι περιορισμοί (1.7) δηλώνουν ότι ένα όχημα k δεν μπορεί να επισκεφθεί τον πελάτη j πριν την χρονική στιγμή $s_{ik} + t_{ij}$ εάν μεταβαίνει από τον πελάτη i στον πελάτη j . Οι σταθερές M_{ij} μπορούν να πάρουν μία αυθαίρετα μεγάλη και κοινή τιμή ή να χρησιμοποιηθεί η τιμή $\max \{ b_i + t_{ij} - a_j \}, (i, j) \in A$.
- Οι περιορισμοί (1.8) εξασφαλίζουν ότι τα χρονικά παράθυρα των πελατών θα ικανοποιηθούν.
- Οι περιορισμοί (1.9) εξασφαλίζουν ότι το σύνολο των μεταβλητών απόφασης x θα πάρει μόνο τις ακέραιες τιμές 0 και 1.
- Ο περιορισμός (1.10) αποτελεί ένα άνω φράγμα στον χρησιμοποιούμενο αριθμό οχημάτων. Τέλος πρέπει να αναφερθεί ότι ένα όχημα που δεν χρησιμοποιείται ακολουθεί την «κενή» διαδρομή $(0, n + 1)$.

Το πρόβλημα VRPTW αποτελεί γενίκευση των προβλημάτων πλανόδιου πωλητή (Traveling Salesman Problem – TSP) και VRP. Αν οι περιορισμοί (1.7) και (1.8) δεν ληφθούν υπόψιν τότε το πρόβλημα χαλαρώνει στο VRP. Επιπλέον αν υπάρχει μόνο ένα όχημα διαθέσιμο τότε το πρόβλημα χαλαρώνει περαιτέρω στο TSP. Τέλος αν οι περιορισμοί χωρητικότητας των οχημάτων (1.3) δεν ληφθούν υπόψιν τότε έχουμε το πρόβλημα m -TSPTW, ή αν υπάρχει μόνο ένα όχημα διαθέσιμο τότε έχουμε το πρόβλημα TSPTW.

ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΣ ΕΠΙΛΥΣΗΣ ΤΟΥ ΠΡΟΒΛΗΜΑΤΟΣ

2.1 ΕΙΣΑΓΩΓΗ ΣΤΟΥΣ ΜΙΜΗΤΙΚΟΥΣ ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΥΣ

Οι Μιμητικοί αλγόριθμοι αποτελούν μία σημαντική προσθήκη στον κλάδο των μεθευρετικών αλγόριθμων βελτιστοποίησης και εισήχθησαν στο άρθρο [9]. Αποτελούν επέκταση των Γενετικών αλγόριθμων και αμβλύνουν τα μειονεκτήματά τους. Βασίζονται πρώτον στον κατάλληλο χειρισμό ενός πληθυσμού χρωμοσωμάτων ώστε να εξερευνήσουν κατά μία ολική έννοια την αντικειμενική συνάρτηση του προβλήματος και δεύτερον στην τοπική αναζήτηση πλησίον κάποιου ή κάποιων χρωμοσωμάτων του πληθυσμού. Το βασικό τους πλεονέκτημα είναι η γενική τους εφαρμογή που καθιστά δυνατή την επίλυση σχεδόν οποιουδήποτε προβλήματος βελτιστοποίησης, επιτρέποντας όμως την εύκολη ενσωμάτωση και αξιοποίηση ιδιαίτερων χαρακτηριστικών του προβλήματος.

Πιο συγκεκριμένα, οι Μιμητικοί αλγόριθμοι επινοήθηκαν σε μία προσπάθεια αξιοποίησης της σημαντικής παρατήρησης ότι κάθε ζωντανός οργανισμός έχει διαθέσιμες δύο πηγές γνώσης οι οποίες αυξάνουν την πιθανότητα επιβίωσής του. Η πρώτη πηγή είναι ασυνείδητη και ενσωματωμένη στον κληρονομούμενο από τους γονείς του οργανισμού γονότυπο, ενώ η δεύτερη πηγή είναι συνειδητή και αποτελεί το σύνολο όλων των προσωπικών και αντληθέντων από την κουλτούρα εμπειριών. Στα παραδείγματα της πρώτης πηγής γνώσης που κληρονομείται απευθείας από προηγούμενες γενιές συγκαταλέγεται η εφ'όρου ζωής περιοδική λειτουργία της αναπνοής την οποία ο οργανισμός γνωρίζει ασυνείδητα πώς να ρυθμίζει στις εκάστοτε συνθήκες ώστε να συντηρηθεί στη ζωή. Η συνειδητή ελάττωση του ρυθμού αναπνοής ώστε να μην γίνει αντιληπτός ο οργανισμός από κάποιο θήραμα αποτελεί παράδειγμα της δεύτερης πηγής γνώσης η οποία μπορεί να αποκτήθηκε είτε μέσω προσωπικής εμπειρίας, είτε μέσω μίμησης αντίστοιχης συμπεριφοράς άλλων οργανισμών οι οποίοι είχαν μεγάλη επιτυχία στο κυνήγι θηραμάτων.

Τελικά, ένας Μιμητικός αλγόριθμος αποτελεί ένα απλοποιημένο υβριδικό υπολογιστικό ανάλογο των δύο διαθέσιμων πηγών γνώσης. Το υπολογιστικό ανάλογο της πρώτης πηγής γνώσης είναι ένας Γενετικός αλγόριθμος ο οποίος αποτελεί προσομοίωση της Δαρβίνειας εξέλιξης χρησιμοποιώντας σαν εξελισσόμενη από τις διαδικασίες διασταύρωσης και μετάλλαξης μονάδα πληροφορίας το γονίδιο (gene), ενώ της δεύτερης πηγής γνώσης είναι μία διαδικασία τοπικής αναζήτησης η οποία αποτελεί προσομοίωση της απόκτησης και εξέλιξης εμπειριών χρησιμοποιώντας σαν εξελισσόμενη μονάδα πληροφορίας το μίμίδιο (meme) [2].

2.2 ΣΥΝΟΨΗ ΠΡΟΤΕΙΝΟΜΕΝΟΥ ΜΙΜΗΤΙΚΟΥ ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΥ

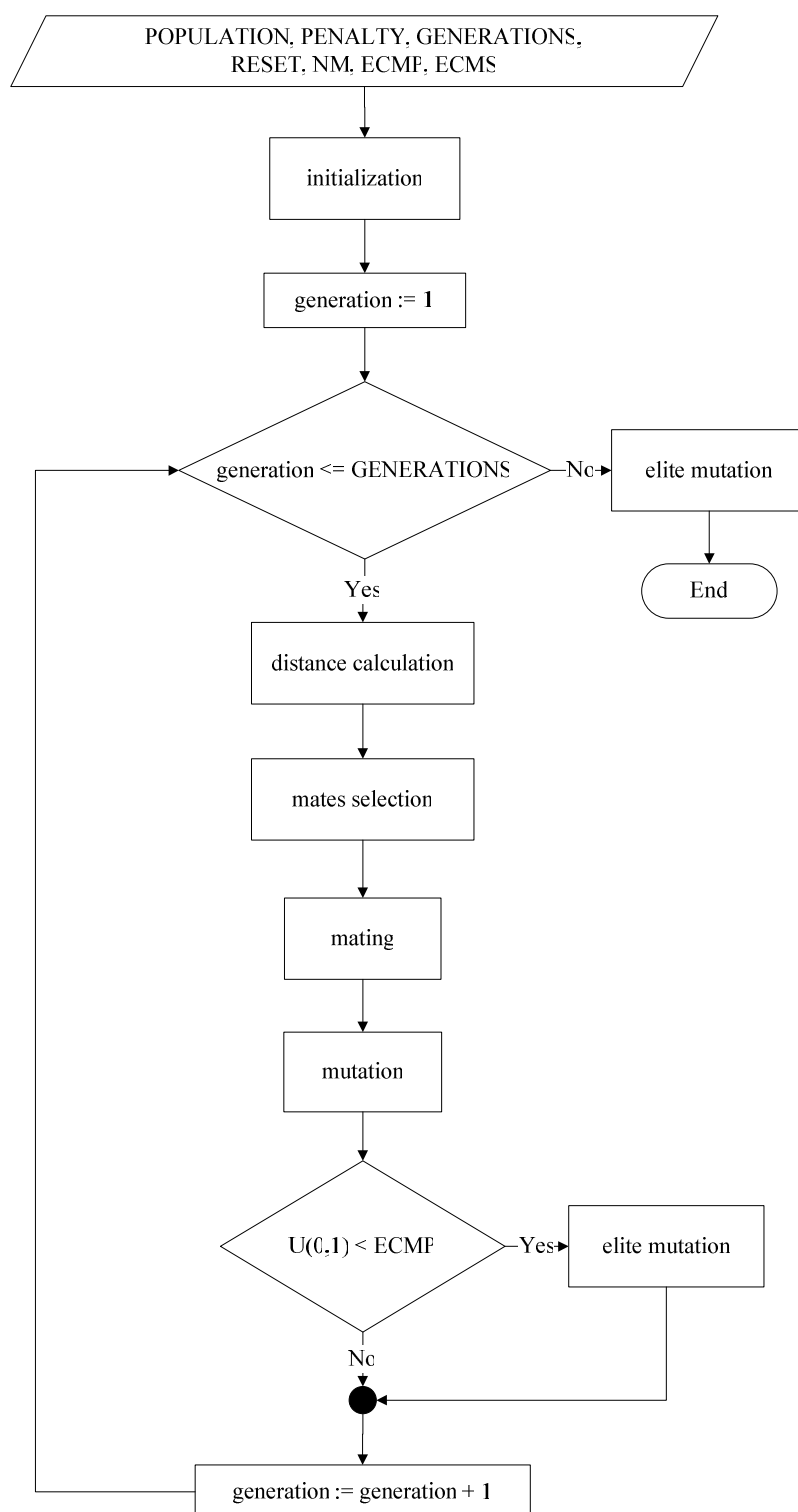
Στο διάγραμμα ροής του Σχήματος 2.1 απεικονίζονται οι παράμετροι και τα δομικά στοιχεία από τα οποία συντίθεται ο προτεινόμενος Μιμητικός αλγόριθμος.

Ο προτεινόμενος Μιμητικός αλγόριθμος χρησιμοποιεί επτά παράμετρους:

1. Την παράμετρο POPULATION, η οποία ορίζει το πλήθος των χρωμοσωμάτων του πληθυσμού.
2. Την παράμετρο PENALTY, η οποία ορίζει το βαθμό αυστηρότητας της επιβαλλόμενης ποινής στην περίπτωση παραβίασης των περιορισμών του προβλήματος.
3. Την παράμετρο GENERATIONS, η οποία ορίζει το πλήθος των γενεών εξέλιξης του πληθυσμού.
4. Την παράμετρο RESET, η οποία ορίζει κάθε πόσες γενιές θα γίνεται επανεκκίνηση του πληθυσμού επειδή το elite χρωμόσωμα παραμένει αμετάβλητο.
5. Την παράμετρο NM, η οποία συμβολίζει τον Number of Mutations και θα εξεταστεί στην ενότητα 2.8.
6. Την παράμετρο ECMP, η οποία συμβολίζει την Elite Chromosome Mutation Probability και θα εξεταστεί στην ενότητα 2.9.
7. Την παράμετρο ECMS, η οποία συμβολίζει τα Elite Chromosome Mutated Scenarios και θα εξεταστεί στην ενότητα 2.9.

Ο προτεινόμενος Μιμητικός αλγόριθμος συντίθεται από έξι δομικά στοιχεία:

1. Συμπλήρωση χρωμοσωμάτων (initialization), η οποία θα εξεταστεί στην ενότητα 2.4.
2. Υπολογισμός επίδοσης χρωμοσωμάτων (distance calculation), ο οποίος θα εξεταστεί στην ενότητα 2.5.
3. Επιλογή γονέων (mates selection), η οποία θα εξεταστεί στην ενότητα 2.6.
4. Διασταύρωση γονέων (mating), η οποία θα εξεταστεί στην ενότητα 2.7.
5. Μετάλλαξη χρωμοσωμάτων (mutation), η οποία θα εξεταστεί στην ενότητα 2.8.
6. Μετάλλαξη elite χρωμοσώματος (elite mutation), η οποία θα εξεταστεί στην ενότητα 2.9.



Σχήμα 2.1: Διάγραμμα ροής του προτεινόμενου Μιμητικού αλγόριθμου. Το $U(0,1)$ συμβολίζει γεννήτρια ομοιόμορφης κατανομής.

2.3 ΑΝΑΠΑΡΑΣΤΑΣΗ ΧΡΩΜΟΣΩΜΑΤΩΝ

Ένα χρωμόσωμα αναπαρίσταται σαν ένα μονοδιάστατο διάνυσμα μεγέθους ίσου με το πλήθος των πελατών. Εντός του αποθηκεύεται η σειρά με την οποία επισκέπτονται τα οχήματα τους πελάτες. Παράδειγμα αναπαράστασης ενός χρωμοσώματος το οποίο περιέχει μία τυχαία ακολουθία 10 πελατών δίνεται στο Σχήμα 2.2.

5	2	9	6	1	7	3	10	8	4
---	---	---	---	---	---	---	----	---	---

Σχήμα 2.2: Παράδειγμα αναπαράστασης χρωμοσώματος.

Είναι προφανές ότι σε αυτή την αναπαράσταση δεν είναι εξ'αρχής γνωστό ούτε το πλήθος των οχημάτων που επισκέπτεται το σύνολο των πελατών, ούτε το πλήθος και η αντιστοίχιση των πελατών κάθε οχήματος. Επίσης το πλήθος των οχημάτων και πελατών που αντιστοιχούν σε κάθε όχημα από χρωμόσωμα σε χρωμόσωμα είναι διαφορετικό. Επομένως κρίνεται επιβεβλημένη η αναπαράσταση οχημάτων ενός χρωμοσώματος παράδειγμα της οποίας δίνεται στο Σχήμα 2.3.

Όχημα 1			Όχημα 2					Όχημα 3	
5	2	9	6	1	7	3	10	8	4

Σχήμα 2.3: Παράδειγμα αναπαράστασης οχημάτων που αντιστοιχεί στο χρωμόσωμα του Σχήματος 2.2.

Αρχικά θεωρούμε ότι ένα όχημα μπορεί να επισκεφθεί όλους τους πελάτες. Αν υπάρξει παραβίαση κάποιου από τους περιορισμούς των πελατών τότε χρησιμοποιείται άλλο ένα επιπλέον όχημα και ούτω καθ'εξής μέχρι να ολοκληρωθεί η επίσκεψη όλων των πελατών με τη σειρά που δίνεται στο χρωμόσωμα.

Ο πληθυσμός των χρωμοσωμάτων αποθηκεύεται εντός δισδιάστατου πίνακα διαστάσεων πλήθος χρωμοσωμάτων επί πλήθος πελατών. Στο Σχήμα 2.4 δίνεται παράδειγμα πληθυσμού χρωμοσωμάτων διαστάσεων 7 χρωμοσώματα επί 10 πελάτες. Το πρώτο χρωμόσωμα του πληθυσμού (το οποίο βρίσκεται στη θέση $i=0$ και είναι έντονα σκιασμένο) είναι το χρωμόσωμα που έχει τη μικρότερη έως τώρα ευρεθείσα από τον προτεινόμενο Μιμητικό αλγόριθμο Ευκλείδεια απόσταση και από εδώ και στο εξής θα το αποκαλούμε elite χρωμόσωμα.

		Πελάτης j									
		0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Χρωμόσωμα i	0	3	7	1	6	8	2	5	4	9	10
	1	10	1	6	4	7	9	3	8	5	2
	2	7	4	2	6	8	1	5	10	3	9
	3	6	3	5	7	2	9	4	1	10	8
	4	8	5	4	1	10	3	2	7	6	9
	5	4	2	9	7	5	8	10	6	1	3
	6	8	4	3	10	1	5	7	9	2	6

Σχήμα 2.4: Παράδειγμα πληθυσμού χρωμοσωμάτων.

2.4 INITIALIZATION

Η συνάρτηση συμπλήρωσης χρωμοσωμάτων επιδρά σε όλα τα χρωμοσώματα του πληθυσμού εκτός του elite το οποίο είναι αποθηκευμένο στη θέση $i=0$ και πρέπει να παραμείνει άθικτο.

Όταν ο προτεινόμενος Μιμητικός αλγόριθμος εκκινεί για πρώτη φορά, το elite χρωμόσωμα που βρίσκεται στη θέση $i=0$ συμπληρώνεται με τυχαίο τρόπο (generic initialization). Η συνάρτηση συμπλήρωσης χρωμοσωμάτων είναι επιφορτισμένη με τη συμπλήρωση του υπόλοιπου πληθυσμού με τρόπο ο οποίος λαμβάνει υπόψη τα ιδιαίτερα χαρακτηριστικά του προβλήματος VRPTW (problem specific initialization).

Πίνακας 2.1: Ψευδοκώδικας Συμπλήρωσης Χρωμοσωμάτων με $i > 0$.

1. Αναχώρηση πρώτου οχήματος από την αποθήκη:
 1. Το πρώτο όχημα αφικνείται στον πρώτο τυχαία επιλεγμένο πελάτη.
 2. Πήγαινε στο 2.1.
2. Επιλογή επόμενου πελάτη:
 1. Αν υπάρχουν μη εξυπηρετηθέντες πελάτες τότε Πήγαινε στο 2.2, αλλιώς ΤΕΛΟΣ.
 2. Επιλογή από το σύνολο μη εξυπηρετηθέντων πελατών εκείνου που έχει την ελάχιστη Ευκλείδεια απόσταση από τον τρέχοντα. Αν ικανοποιούνται οι περιορισμοί της υπορουτίνας 4 τότε Πήγαινε στο 2.1, αλλιώς Πήγαινε στο 2.3.
 3. Επιλογή από το σύνολο μη εξυπηρετηθέντων πελατών κάποιου τυχαίου πελάτη. Αν ικανοποιούνται οι περιορισμοί της υπορουτίνας 4 τότε Πήγαινε στο 2.1, αλλιώς Πήγαινε στο 3.1.
3. Αναχώρηση νέου οχήματος από την αποθήκη:
 1. Το νέο όχημα αφικνείται στον πρώτο τυχαία επιλεγμένο από βήμα 2.3 πελάτη.
 2. Πήγαινε στο 2.1.

Πίνακας 2.1: Ψευδοκώδικας Συμπλήρωσης Χρωμοσωμάτων με $i > 0$ (Συνέχεια).**4. Υπορουτίνα ελέγχου περιορισμών πελατών:**

1. Το τρέχον όχημα αφικνείται πριν τον αργότερο χρόνο άφιξης (due date) στον επιλεχθέντα πελάτη, και
2. Το τρέχον όχημα μπορεί να καλύψει και τη ζήτηση του επιλεχθέντα πελάτη.

Από τον Πίνακα 2.1 προκύπτει ότι η τυχειότητα που εισέρχεται στην επιλογή του πρώτου πελάτη κάθε οχήματος (πρώτο όχημα **1.1** και κάθε νέο όχημα **3.1**) και ενδεχομένως και κάποιων εντός της διαδρομής που αυτό ακολουθεί (βήμα **2.3**) είναι αυτή που επιτρέπει να γίνει συμπλήρωση πολλών διαφορετικών μεταξύ τους χρωμοσωμάτων ικανοποιώντας στο μέγιστο δυνατό βαθμό όλους τους περιορισμούς του προβλήματος VRPTW.

Συμπλήρωση χρωμοσωμάτων του πληθυσμού με $i > 0$ γίνεται όταν εκκινεί για πρώτη φορά ο προτεινόμενος Μιμητικός αλγόριθμος, κάθε RESET γενιές που το elite χρωμόσωμα παραμένει αμετάβλητο ώστε ο αλγόριθμος να έχει τη δυνατότητα εξερεύνησης νέων περιοχών έλξης της αντικειμενικής συνάρτησης (επανεκκίνηση πληθυσμού) και σε μία ιδιαίτερη περίπτωση της συνάρτησης επιλογής γονέων που θα εξεταστεί λεπτομερώς στην ενότητα 2.6.

2.5 DISTANCE CALCULATION

Η συνάρτηση υπολογισμού επίδοσης χρωμοσωμάτων υπολογίζει:

1. Την επίδοση κάθε χρωμοσώματος i του πληθυσμού.
2. Τη μέση τιμή της επίδοσης όλου του πληθυσμού, η οποία είναι απαραίτητη στη διαδικασία επιλογής γονέων.
3. Μετά την ολοκλήρωση του βήματος **1**, εαν εντοπιστεί χρωμόσωμα μικρότερης επίδοσης από του τρέχοντος elite τότε αυτά τα δύο χρωμοσώματα αντιμετωπίζονται με αποτέλεσμα να τοποθετείται στη θέση $i=0$ το νέο elite χρωμόσωμα, αλλιώς έχουμε άλλη μία γενιά που το elite χρωμόσωμα παραμένει αμετάβλητο οπότε ακολουθεί έλεγχος του αν έχει παραμείνει αμετάβλητο συνεχόμενα επί RESET γενιές ώστε να ακολουθήσει επανεκκίνηση των χρωμοσωμάτων του πληθυσμού με $i > 0$.

Η επίδοση κάθε χρωμοσώματος i του πληθυσμού (βήμα **1**) υπολογίζεται βάσει του Πίνακα 2.2.

Πίνακας 2.2: Ψευδοκώδικας Υπολογισμού Επίδοσης Χρωμοσωμάτων.

1. Αναχώρηση πρώτου οχήματος από την αποθήκη:
 1. Το πρώτο όχημα αφικνείται στον πρώτο πελάτη του χρωμοσώματος με ενδεχόμενο κόστος δυσφήμισης.
 2. Πήγαινε στο 2.1.
2. Άφιξη στον επόμενο πελάτη:
 1. Αν υπάρχουν μη εξυπηρετηθέντες πελάτες στο χρωμόσωμα τότε Πήγαινε στο 2.2, αλλιώς Πήγαινε στο 5.1.
 2. Αν για τον επόμενο πελάτη του χρωμοσώματος ικανοποιούνται οι περιορισμοί της υπορουτίνας 4 τότε Πήγαινε στο 2.1, αλλιώς Πήγαινε στο 3.1.
3. Αναχώρηση νέου οχήματος από την αποθήκη:
 1. Αναχώρηση τρέχοντος οχήματος από τον προηγούμενο πελάτη και άφιξή του στην αποθήκη με ενδεχόμενο κόστος υπερωρίας.
 2. Το νέο όχημα αφικνείται στον πελάτη του βήματος 2.2 με ενδεχόμενο κόστος δυσφήμισης.
 3. Πήγαινε στο 2.1.
4. Υπορουτίνα ελέγχου περιορισμών πελατών:
 1. Το τρέχον όχημα αφικνείται πριν τον αργότερο χρόνο άφιξης (due date) στον επόμενο πελάτη, και
 2. Το τρέχον όχημα μπορεί να καλύψει και τη ζήτηση του επόμενου πελάτη.
5. Άφιξη τελευταίου οχήματος στην αποθήκη:
 1. Άφιξη τελευταίου οχήματος στην αποθήκη με ενδεχόμενο κόστος υπερωρίας.
 2. Πήγαινε στο 6.1.
6. Έλεγχος παραβίασης περιορισμού οχημάτων:
 1. Ενδεχόμενο κόστος μίσθωσης επιπρόσθετων οχημάτων.
 2. **ΤΕΛΟΣ.**

Κάθε μετάβαση από πελάτη σε πελάτη και άφιξη ή αναχώρηση από την αποθήκη αυξάνει τη συνολική διανυθείσα Ευκλείδεια απόσταση κάθε οχήματος. Η επίδοση κάθε χρωμοσώματος i του πληθυσμού είναι η συνολική διανυθείσα Ευκλείδεια απόσταση όλων των οχημάτων, προσαυξημένη από ενδεχόμενες ποινές παραβίασης των περιορισμών του προβλήματος οι οποίες θα εξεταστούν παρακάτω.

Συνοπτικά, στην αρχή και στο τέλος μίας διαδρομής ενός οχήματος είναι πιθανό να εισέλθει κόστος δυσφήμισης και υπερωρίας αντίστοιχα, δηλαδή ο αργότερος χρόνος άφιξης του πρώτου πελάτη και ο αργότερος χρόνος επιστροφής της αποθήκης αντιμετωπίζονται ως soft time windows, ενώ η επίσκεψη όλων των υπόλοιπων πελατών ενός οχήματος δεν παραβιάζει ποτέ τα χρονικά τους παράθυρα οπότε αυτά αντιμετωπίζονται ως hard time windows.

Πιο λεπτομερώς, από τον Πίνακα 2.2 προκύπτει για τους περιορισμούς χρονικών παράθρων:

1. Αν κάποιο όχημα επισκεφθεί κάποιο πελάτη πριν το νωρίτερο χρόνο άφιξής του (ready time) τότε περιμένει μέχρι να γίνει δεκτό από τον πελάτη. Οπότε χειριζόμαστε πάντα τον περιορισμό νωρίτερου χρόνου άφιξης ως άκαμπτο-hard.
2. Αν κάποιο όχημα (πρώτο όχημα 1.1 και κάθε νέο όχημα 3.2) επισκεφθεί τον πρώτο του πελάτη μετά τον αργότερο χρόνο άφιξής του (due date) τότε εισάγεται ποινή παραβίασης (κόστος δυσφήμισης) ανάλογη της παραβίασης του συμφωνηθέντος αργότερου χρόνου άφιξης. Οπότε χειριζόμαστε πάντα τον περιορισμό αργότερου χρόνου άφιξης ως εύκαμπτο-soft μόνο για τον πρώτο πελάτη κάθε οχήματος.
3. Κάθε όχημα επισκέπτεται τους υπόλοιπους πελάτες του πριν τον αργότερο χρόνο άφιξής τους (due date) γιατί αλλιώς σε όποιο πελάτη παραβιαστεί η συνθήκη 4.1 θα του σταλεί νέο όχημα. Οπότε χειριζόμαστε τον περιορισμό αργότερου χρόνου άφιξης ως άκαμπτο-hard για όλους τους πελάτες κάθε οχήματος εκτός του πρώτου τους πελάτη.
4. Αν κάποιο όχημα επιστρέψει στην αποθήκη (βήμα 3.1 και 5.1) μετά τον αργότερο χρόνο επιστροφής της τότε εισάγεται ποινή παραβίασης (κόστος υπερωρίας) ανάλογη της παραβίασης του αργότερου χρόνου επιστροφής στην αποθήκη. Οπότε χειριζόμαστε πάντα τον περιορισμό αργότερου χρόνου επιστροφής στην αποθήκη ως εύκαμπτο-soft.

Η ζήτηση κάθε πελάτη ικανοποιείται πάντα αλλιώς σε όποιο πελάτη παραβιαστεί η συνθήκη 4.2 θα του σταλεί νέο όχημα.

Τέλος επειδή ο αριθμός των οχημάτων στα χρωμοσώματα είναι ελεύθερος υπάρχει η πιθανότητα να παραβιαστεί ο περιορισμός οχημάτων. Αν συμβεί αυτό τότε εισάγεται ποινή παραβίασης (κόστος μίσθωσης, βήμα 6.1) ανάλογη των επιπλέον οχημάτων που χρησιμοποιήθηκαν.

2.6 MATES SELECTION

Η συνάρτηση επιλογής γονέων επιλέγει τα καλύτερα χρωμοσώματα της τρέχουσας γενιάς. Αυτά τα χρωμοσώματα θα τα αποκαλούμε από εδώ και στο εξής mother χρωμοσώματα. Τα mother χρωμοσώματα θα ζευγαρώσουν με το elite ώστε να προκύψει ένα και σε κάποιες περιπτώσεις δύο τέκνα.

Στα πλαίσια της διπλωματικής διατριβής [3] επινοήθηκε ένας πρωτότυπος και γενικής εφαρμογής αιτιοκρατικός αλγόριθμος επιλογής γονέων (μπορεί να χρησιμοποιηθεί σε οποιοδήποτε πρόβλημα βελτιστοποίησης) ο οποίος στο άρθρο [4] ονομάστηκε two-level tournament selection ή εν συντομία 2LTS. Ο αλγόριθμος ονομάστηκε έτσι γιατί λαμβάνει υπόψιν του πρώτον την επίδοση κάθε χρωμοσώματος και δεύτερον τη μέση τιμή της επίδοσης όλων των χρωμοσωμάτων του πληθυσμού.

Το 2LTS αποφασίστηκε να αξιοποιηθεί με δύο μετατροπές στο πρόβλημα VRPTW:

1. Στη διπλωματική διατριβή [3] καθώς επίσης στο άρθρο [4] γίνεται η επιλογή των mother χρωμοσωμάτων σε πρόβλημα μεγιστοποίησης. Στο Σχήμα 2.5 δίνεται το διάγραμμα ροής του 2LTS για πρόβλημα ελαχιστοποίησης όπως είναι το VRPTW.
2. Στο διάγραμμα ροής του άρθρου [4] οι πίνακες εκκινούν από το 1. Στο Σχήμα 2.5 δίνεται το διάγραμμα ροής του 2LTS για πίνακες οι οποίοι εκκινούν από το 0 (σύμβαση που χρησιμοποιείται στη γλώσσα προγραμματισμού C).

Στο Σχήμα 2.6 δίνεται ένα πλήρως επιλυμένο παράδειγμα. Το ακρωνύμιο χ δείχνει ποιο χρωμόσωμα είναι αποθηκευμένο στη θέση i του πληθυσμού. Το ακρωνύμιο cd_i σημαίνει Ευκλείδεια απόσταση του χρωμοσώματος που βρίσκεται στη θέση i (distance of chromosome in position i) η οποία έχει υπολογιστεί από το βήμα 1 της συνάρτησης υπολογισμού επίδοσης χρωμοσωμάτων. Τέλος στο Σχήμα 2.5 το ακρωνύμιο ad σημαίνει μέση τιμή της Ευκλείδειας απόστασης όλων των χρωμοσωμάτων του πληθυσμού (average distance of the population) η οποία έχει υπολογιστεί από το βήμα 2 της συνάρτησης υπολογισμού επίδοσης χρωμοσωμάτων.

Συνοπτικά, στο Σχήμα 2.6.1 απεικονίζεται ο αρχικός πληθυσμός πριν την εφαρμογή του 2LTS. Η μέση τιμή του πληθυσμού είναι $ad = 1,177.42$ και η μεταβλητή `sole_offspring` εκκινεί από την τιμή 11 (παρατηρήστε τη διπλή κάθετη γραμμή στο δεξί άκρο του Σχήματος 2.6.1). Στα Σχήματα 2.6.2 μέχρι 2.6.5 απεικονίζονται οι ενδιάμεσες μετακινήσεις των χρωμοσωμάτων του πληθυσμού κατά την εφαρμογή του 2LTS. Τέλος στο Σχήμα 2.6.6 απεικονίζεται ο τελικός πληθυσμός μετά το πέρας της εφαρμογής του 2LTS.

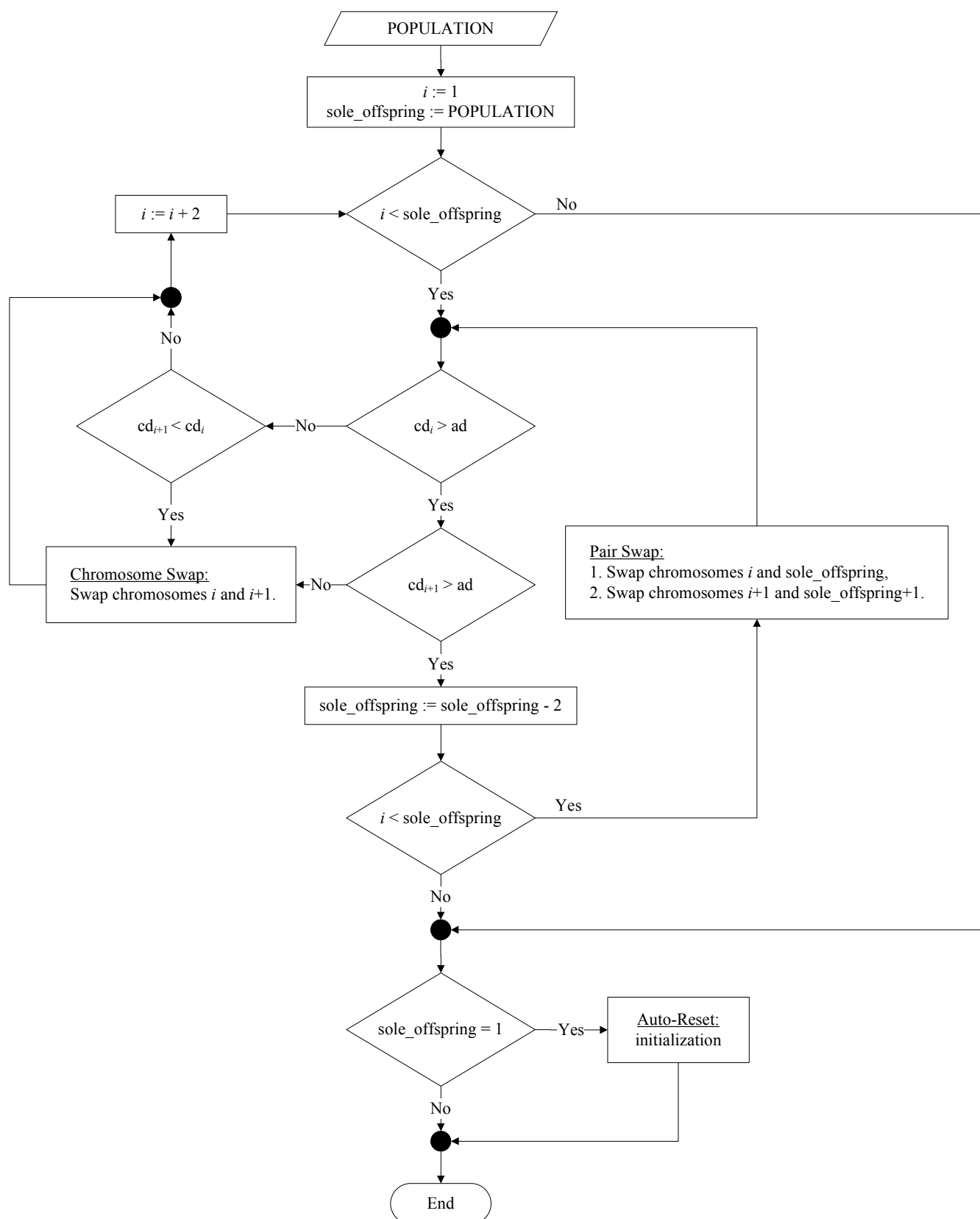
Το 2LTS συντίθεται από δύο δομικά στοιχεία:

1. Αντιμετάθεση χρωμοσωμάτων (chromosome swap), παράδειγμα της οποίας δίνεται στο ζεύγος 1 των Σχημάτων 2.6.1 που αποτελεί την αρχική κατάσταση και 2.6.2 που αποτελεί την τελική κατάσταση.
2. Αντιμετάθεση ζεύγους χρωμοσωμάτων (pair swap), παράδειγμα της οποίας δίνεται μεταξύ των ζευγών 3 και 5 των Σχημάτων 2.6.3 που αποτελεί την αρχική κατάσταση και 2.6.4 που αποτελεί την τελική κατάσταση.

Στο Σχήμα 2.6.6 χρησιμοποιήθηκε έντονη σκίαση στο elite χρωμόσωμα το οποίο βρίσκεται πάντα στη θέση $i=0$, μέτρια σκίαση στα επιλεγθέντα από τη συνάρτηση επιλογής γονέων mother χρωμοσώματα και καθόλου σκίαση στα τέκνα της τρέχουσας γενιάς. Στα ζεύγη 1, 2 και 3 οι γονείς πρέπει να δώσουν ένα μοναδικό τέκνο (sole offspring) το οποίο βρίσκεται πάντα σε ζυγή θέση i . Επειδή μετά το πέρας της επιλογής γονέων η μεταβλητή sole_offspring έχει τιμή 7, το τελευταίο μοναδικό τέκνο της τρέχουσας γενιάς είναι το χρωμόσωμα $x=9$ το οποίο βρίσκεται στη θέση $i=6$, οπότε στα ζεύγη 4 και 5 οι γονείς πρέπει να δώσουν δύο τέκνα ώστε ο συνολικός αριθμός των χρωμοσωμάτων του πληθυσμού να παραμείνει αμετάβλητος.

Από το παράδειγμα του Σχήματος 2.6 προκύπτει ότι το 2LTS χειρίζεται τον πληθυσμό κατά ζεύγη χρωμοσωμάτων, επίσης το elite χρωμόσωμα αποθηκεύεται πάντα στη θέση $i=0$, επομένως ο πληθυσμός χρωμοσωμάτων, παράμετρος POPULATION, πρέπει να είναι μονός αριθμός μεγαλύτερος ή ίσος του 3. Άρα προκειμένου να δουλέψει απρόσκοπτα το 2LTS απαιτούνται τουλάχιστον τρία χρωμοσώματα.

Τέλος από το Σχήμα 2.5 γίνεται αντιληπτό ότι αν δεν επιλεγθούν καθόλου mother χρωμοσώματα (η μεταβλητή sole_offspring θα έχει τότε τιμή 1) τότε γίνεται αυτόματη επανεκκίνηση (auto-reset) των χρωμοσωμάτων του πληθυσμού με $i>0$.



Σχήμα 2.5: Διάγραμμα ροής του two-level tournament selection (2LTS).

1	Elite	Ζεύγος 1		Ζεύγος 2		Ζεύγος 3		Ζεύγος 4		Ζεύγος 5	
i	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
χ	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
cd_i	1,136.46	1,229.65	1,159.87	1,141.82	1,184.79	1,186.09	1,203.40	1,216.56	1,185.86	1,166.81	1,140.29

2	Elite	Ζεύγος 1		Ζεύγος 2		Ζεύγος 3		Ζεύγος 4		Ζεύγος 5	
i	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
χ	0	2	1	3	4	5	6	7	8	9	10
cd_i	1,136.46	1,159.87	1,229.65	1,141.82	1,184.79	1,186.09	1,203.40	1,216.56	1,185.86	1,166.81	1,140.29

3	Elite	Ζεύγος 1		Ζεύγος 2		Ζεύγος 3		Ζεύγος 4		Ζεύγος 5	
i	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
χ	0	2	1	3	4	5	6	7	8	9	10
cd_i	1,136.46	1,159.87	1,229.65	1,141.82	1,184.79	1,186.09	1,203.40	1,216.56	1,185.86	1,166.81	1,140.29

4	Elite	Ζεύγος 1		Ζεύγος 2		Ζεύγος 3		Ζεύγος 4		Ζεύγος 5	
i	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
χ	0	2	1	3	4	9	10	7	8	5	6
cd_i	1,136.46	1,159.87	1,229.65	1,141.82	1,184.79	1,166.81	1,140.29	1,216.56	1,185.86	1,186.09	1,203.40

5	Elite	Ζεύγος 1		Ζεύγος 2		Ζεύγος 3		Ζεύγος 4		Ζεύγος 5	
i	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
χ	0	2	1	3	4	10	9	7	8	5	6
cd_i	1,136.46	1,159.87	1,229.65	1,141.82	1,184.79	1,140.29	1,166.81	1,216.56	1,185.86	1,186.09	1,203.40

6	Elite	Ζεύγος 1		Ζεύγος 2		Ζεύγος 3		Ζεύγος 4		Ζεύγος 5	
i	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
χ	0	2	1	3	4	10	9	7	8	5	6
cd_i	1,136.46	1,159.87	1,229.65	1,141.82	1,184.79	1,140.29	1,166.81	1,216.56	1,185.86	1,186.09	1,203.40

Σχήμα 2.6: Παράδειγμα εφαρμογής του two-level tournament selection (2LTS).

2.7 MATING

Η συνάρτηση διασταύρωσης γονέων είναι επιφορτισμένη με την ανάμειξη της πληροφορίας που περιέχεται στα γονίδια των δύο γονέων. Η ανάμειξη γίνεται λαμβάνοντας υπόψιν τα ιδιαίτερα χαρακτηριστικά του προβλήματος VRPTW και όχι τελείως τυχαία αφού αυτό όπως θα γίνει αντιληπτό παρακάτω παραβιάζει τον περιορισμό εξυπηρέτησης κάθε πελάτη μία φορά και από ένα μόνο όχημα.

Ο προτεινόμενος αλγόριθμος διασταύρωσης γονέων ονομάζεται *variable point crossover with repair* ή εν συντομία VPCR, είναι πρωτότυπος και γενικής εφαρμογής αφού μπορεί να χρησιμοποιηθεί και σε άλλα προβλήματα εκτός του VRPTW (όπως για παράδειγμα στα προβλήματα TSP και VRP) και καινοτομεί σε δύο σημεία:

1. Χρησιμοποιεί από γενιά σε γενιά μεταβλητό πλήθος σημείων επιχiasμού.
2. Συμπληρώνει και ταυτόχρονα επιδιορθώνει τα τέκνα μέσω μίας ταχύτατης διαδικασίας.

Ο συνολικός αριθμός των σημείων επιχiasμού εξαρτάται από τη γενιά που βρίσκεται ο Μιμητικός αλγόριθμος και δίνεται από τον τύπο:

$$\text{xoverpoints} = 1 + \text{INT} \left\{ (customers - 2) \cdot \left[1 - \left(\frac{generation}{GENERATIONS} \right) \right] \right\} \quad (2.1)$$

Ισχύει ότι $1 \leq \text{xoverpoints} < customers - 1$.

Καθώς αυξάνονται οι γενιές ο αριθμός των σημείων επιχiasμού μειώνεται εκκινώντας από κάποια τιμή μικρότερη της ασυμπτωτικής τιμής $customers - 1$ (αυτή η τιμή αποτελεί άνω φράγμα και όσο μεγαλύτερος ο συνολικός αριθμός γενεών, παράμετρος GENERATIONS, τόσο περισσότερο την προσεγγίζουμε) και καταλήγοντας πάντα στην τιμή 1.

Αυτή η αντιστρόφως ανάλογη σχέση μεταξύ του αριθμού των σημείων επιχiasμού και του αριθμού των γενεών επιλέχθηκε γιατί στις πρώτες γενιές είναι επιθυμητή η ενθάρρυνση του Μιμητικού αλγόριθμου στο να εξερευνήσει όσο γίνεται μεγαλύτερο μέρος της αντικειμενικής συνάρτησης (*diversification* ή *random search*), ενώ σε προχωρημένες γενιές είναι επιθυμητή η διατήρηση των καλών γονιδίων των γονέων στα τέκνα (*intensification* ή *local search*).

Συνοψίζοντας, το πλήθος των σημείων επιχiasμού υπολογίζεται εκ νέου σε κάθε γενιά και επίσης κάθε φορά που το elite διασταυρώνεται με κάποιο mother χρωμόσωμα επιλέγονται εκ νέου τα τυχαία σημεία όπου θα συμβεί ο επιχiasμός.

Στο Σχήμα 2.7 δίνεται ένα πλήρες παράδειγμα που αντιστοιχεί στην περίπτωση των ζευγών 1, 2 και 3 του Σχήματος 2.6.6 όπου οι δύο γονείς δίνουν ένα τέκνο. Τα σημεία επιχιασμού είναι δύο και γίνονται αντιληπτά από τις δύο διπλές κάθετες γραμμές του Σχήματος 2.7.

Σαν εντός περιοχή των elite, mother και τέκνου ορίζουμε την περιοχή μεταξύ $j=3$ και $j=5$, ενώ σαν εκτός περιοχή ορίζουμε την περιοχή από $j=0$ μέχρι $j=2$ και $j=6$ μέχρι $j=7$.

j	0	1	2	3	4	5	6	7
Elite	4	7	5	1	3	2	8	6
Mother	5	2	4	6	8	7	1	3
Τέκνο	4	7	5	2	3	1	8	6

Σχήμα 2.7: Παράδειγμα διασταύρωσης δύο σημείων επιχιασμού όπου οι δύο γονείς δίνουν ένα τέκνο.

Αρχικά συμπληρώνεται η εκτός περιοχή του τέκνου αντιγράφοντας τα έντονα σκιασμένα δεδομένα του elite στο τέκνο.

Μετά ακολουθεί η εύρεση του τύπου κάθε πελάτη που υπάρχει στην εντός περιοχή του elite και mother χρωμοσώματος. Ένας εντός περιοχής πελάτης μπορεί να είναι κάποιου από τους επόμενους τέσσερις τύπους:

1. Τύπου 0: Δεν υπάρχει ούτε στο elite ούτε στο mother χρωμόσωμα. Αυτός ο τύπος πελάτη υπάρχει μόνο για πληρότητα και δεν αξιοποιείται.
2. Τύπου 1: Υπάρχει μόνο στο elite χρωμόσωμα.
3. Τύπου 2: Υπάρχει μόνο στο mother χρωμόσωμα.
4. Τύπου 3: Υπάρχει στο elite και στο mother χρωμόσωμα.

Ο τύπος κάθε πελάτη για το παράδειγμα του Σχήματος 2.7 δίνεται στο Σχήμα 2.8. Είναι εμφανές ότι ο πελάτης 2 υπάρχει μόνο στη θέση $j=5$ του elite χρωμοσώματος επομένως είναι τύπου 1.

Πελάτης	1	2	3	4	5	6	7	8
Τύπος	1	1	1	0	0	2	2	2

Σχήμα 2.8: Τύπος πελατών εντός περιοχής Σχήματος 2.7.

Τέλος ακολουθεί η συμπλήρωση και ταυτόχρονη επιδιόρθωση της εντός περιοχής του τέκνου ώστε να εμφανίζεται κάθε πελάτης μόνο μία φορά.

Η διαδικασία συμπλήρωσης εκκινεί από τον πελάτη 6 ο οποίος εμφανίζεται στη θέση $j=3$ του mother χρωμοσώματος. Από το Σχήμα 2.8 φαίνεται ότι αυτός ο πελάτης είναι τύπου 2 πράγμα που σημαίνει ότι εμφανίζεται μόνο στην εντός περιοχή του mother χρωμοσώματος. Αφού εμφανίζεται μόνο στην εντός περιοχή του mother χρωμοσώματος προφανώς δεν εμφανίζεται στην εντός περιοχή του elite αλλά σίγουρα θα εμφανίζεται κάπου στην εκτός περιοχή του elite γιατί η διαδικασία διασταύρωσης εκκινεί με τους δύο γονείς να εμφανίζουν κάθε πελάτη μόνο μία φορά.

Άμεσο επακόλουθο του παραπάνω συλλογισμού είναι ότι επειδή έχουν ήδη αντιγραφεί τα έντονα σκιασμένα δεδομένα του elite στο τέκνο, εαν αντιγραφεί ο πελάτης 6 (και κάθε πελάτης της εντός περιοχής του mother που είναι τύπου 2) στην εντός περιοχή του τέκνου τότε σίγουρα θα παραβιαστεί στο τέκνο ο περιορισμός εμφάνισης κάθε πελάτη μόνο μία φορά.

Εδώ έρχεται η ταυτόχρονη με τη συμπλήρωση, επιδιόρθωση του τέκνου. Η επιδιόρθωση συνίσταται στην επιλογή κάποιου πελάτη τύπου 1 ο οποίος περιέχεται στην εντός περιοχή του elite και αντιγραφή του στη θέση $j=3$ του τέκνου.

Η συμπλήρωση και ταυτόχρονη επιδιόρθωση της εντός περιοχής του τέκνου βασίζεται αρχικά στη συμβατική σάρωση και έλεγχο της εντός περιοχής του mother χρωμοσώματος από «αριστερά προς τα δεξιά» (δηλαδή από $j=3$ προς $j=5$ ή $\rightarrow$) και όποτε απαιτηθεί στην αντίθετη σάρωση και έλεγχο της εντός περιοχής του elite χρωμοσώματος από «δεξιά προς τα αριστερά» (δηλαδή από $j=5$ προς $j=3$ ή $\leftarrow$), γιατί όπως φαίνεται στην περίπτωση του Σχήματος 2.7 οι πελάτες 1, 3 και 2 της εντός περιοχής του elite είναι τύπου 1 και οι πελάτες 6, 8 και 7 της εντός περιοχής του mother είναι τύπου 2 (όπως θα δειχθεί παρακάτω αυτή είναι μία οριακή περίπτωση). Είναι προφανές ότι εαν για κάθε πελάτη τύπου 2 του mother επιλεγθεί από το elite πρώτα ο πελάτης 1, μετά ο πελάτης 3 και τέλος ο πελάτης 2 τότε το τέκνο δεν θα διαφέρει σε τίποτα από το elite! Αυτή η οριακή περίπτωση αντιμετωπίζεται με την αντίθετη από του mother σάρωση και έλεγχο της εντός περιοχής του elite.

Τελικά, ο πελάτης 2 ο οποίος βρίσκεται στη θέση $j=5$ του elite είναι τύπου 1 οπότε αντιγράφεται στη θέση $j=3$ του τέκνου και ούτω κάθε εξής για τους επόμενους δύο πελάτες της εντός περιοχής του τέκνου.

Πρόταση: «Για κάθε πελάτη τύπου 2 της εντός περιοχής του mother, υπάρχει σίγουρα κάποιος πελάτης τύπου 1 στην εντός περιοχή του elite».

Είναι κεφαλαιώδους σημασίας να ισχύει η παραπάνω πρόταση ώστε να συμπληρωθεί απρόσκοπτα το τέκνο. Η απόδειξη της πρότασης βασίζεται στο Σχήμα 2.9 όπου απεικονίζονται δύο σύνολα τριών πελατών το κάθε ένα. Το έντονα σκιασμένο σύνολο αποτελείται από τους τρεις εντός περιοχής πελάτες τύπου 1 του elite, ενώ το μέτρια σκιασμένο σύνολο αποτελείται από τους τρεις εντός περιοχής πελάτες τύπου 2 του mother.

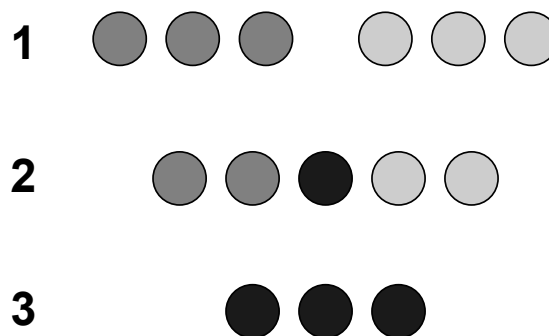
Όπως φαίνεται στο Σχήμα 2.9 υπάρχουν τρεις δυνατές περιπτώσεις όπου οι 1 και 3 είναι οριακές, ενώ η 2 είναι ενδιάμεση.

Στην οριακή περίπτωση 1 δεν υπάρχει τομή των δύο συνόλων οπότε υπάρχουν τρεις πελάτες στην εντός περιοχή του mother (τύπου 2) και τρεις πελάτες στην εντός περιοχή του elite (τύπου 1). Αυτή είναι η οριακή περίπτωση του παραδείγματος του Σχήματος 2.7.

Στην ενδιάμεση περίπτωση 2 υπάρχει μερική τομή των δύο συνόλων η οποία έχει μαύρο χρώμα και αποτελείται από ένα πελάτη τύπου 3. Το έντονα σκιασμένο σύνολο αποτελείται από δύο πελάτες τύπου 1 και το μέτρια σκιασμένο σύνολο αποτελείται από δύο πελάτες τύπου 2. Άρα όσοι πελάτες υπάρχουν στην εντός περιοχή του mother (τύπου 2) υπάρχουν και στην εντός περιοχή του elite (τύπου 1). Αυτή η περίπτωση θα εξεταστεί παρακάτω.

Τέλος στην οριακή περίπτωση 3 (η οποία δεν απαιτείται στην απόδειξη της πρότασης αλλά αναφέρεται για πληρότητα) υπάρχει ολική τομή των δύο συνόλων, άρα και οι τρεις πελάτες της εντός περιοχής του elite και mother είναι τύπου 3.

Είναι προφανές ότι η απόδειξη της πρότασης γενικεύεται για αυθαίρετο πλήθος πελατών των δύο συνόλων.



Σχήμα 2.9: Απόδειξη πρότασης.

Στο Σχήμα 2.10 δίνεται ένα πλήρες και γενικευμένο παράδειγμα που αντιστοιχεί στην περίπτωση των ζευγών 4 και 5 του Σχήματος 2.6.6 όπου οι δύο γονείς δίνουν δύο τέκνα και εμφανίζονται πελάτες όλων των τύπων. Τα σημεία επιχιασμού είναι τρία και γίνονται αντιληπτά από τις τρεις διπλές κάθετες γραμμές του Σχήματος 2.10.

Στην περίπτωση του Σχήματος 2.10 η εντός περιοχή είναι κατακερματισμένη σε δύο τμήματα. Το πρώτο τμήμα της εντός περιοχής ορίζεται από $j=2$ μέχρι $j=3$ και το δεύτερο τμήμα της εντός περιοχής ορίζεται από $j=6$ μέχρι $j=7$. Γενικεύοντας οι εντός και εκτός περιοχές των elite, mother και τέκνων μπορούν να κατακερματιστούν σε οποιοδήποτε αριθμό τμημάτων ο οποίος εξαρτάται από το πλήθος των σημείων επιχιασμού κάθε γενιάς με το πρώτο τμήμα να αποτελεί πάντα εκτός περιοχή και τα υπόλοιπα τμήματα να εναλλάσσονται μεταξύ εντός και εκτός περιοχής.

j	0	1	2	3	4	5	6	7
Elite	4	7	5	1	3	2	8	6
Mother	5	2	4	6	8	7	1	3
Τέκνο 1	4	7	8	6	3	2	1	5
Τέκνο 2	5	2	3	1	8	7	4	6

Σχήμα 2.10: Παράδειγμα διασταύρωσης τριών σημείων επιχιασμού όπου οι δύο γονείς δίνουν δύο τέκνα.

Αρχικά συμπληρώνονται οι εκτός περιοχές των δύο τέκνων αντιγράφοντας τα έντονα σκιασμένα δεδομένα του elite στο τέκνο 1 και τα μέτρια σκιασμένα δεδομένα του mother στο τέκνο 2.

Μετά ακολουθεί η εύρεση του τύπου κάθε πελάτη που υπάρχει στις εντός περιοχές του elite και mother χρωμοσώματος.

Ο τύπος κάθε πελάτη για το παράδειγμα του Σχήματος 2.10 δίνεται στο Σχήμα 2.11. Είναι εμφανές ότι ο πελάτης 6 υπάρχει στη θέση $j=7$ του elite χρωμοσώματος καθώς επίσης υπάρχει και στη θέση $j=3$ του mother χρωμοσώματος επομένως είναι τύπου 3.

Πελάτης	1	2	3	4	5	6	7	8
Τύπος	3	0	2	2	1	3	0	1

Σχήμα 2.11: Τύπος πελατών εντός περιοχών Σχήματος 2.10.

Τέλος ακολουθεί η συμπλήρωση και ταυτόχρονη επιδιόρθωση των εντός περιοχών των δύο τέκνων ώστε να εμφανίζεται κάθε πελάτης μόνο μία φορά.

Η συμπλήρωση και ταυτόχρονη επιδιόρθωση των εντός περιοχών του τέκνου 1 γίνεται ακολουθώντας την διαδικασία του Σχήματος 2.7, ενώ για το τέκνο 2 ακολουθείται η δυϊκή διαδικασία όπου γίνεται αρχικά συμβατική σάρωση και έλεγχος των εντός περιοχών του elite χρωμοσώματος από «αριστερά προς τα δεξιά» (δηλαδή $\rightarrow$) και όποτε απαιτηθεί αντίθετη σάρωση και έλεγχος των εντός περιοχών του mother χρωμοσώματος από «δεξιά προς τα αριστερά» (δηλαδή $\leftarrow$).

Ο χειρισμός της περίπτωσης των πελατών 1 και 6 οι οποίοι είναι τύπου 3 θα εξηγηθεί με τη βοήθεια του Σχήματος 2.10. Πιο συγκεκριμένα θα ασχοληθούμε με τη συμπλήρωση του τέκνου 1. Η διαδικασία συμπλήρωσης βρίσκεται στον πελάτη 6 ο οποίος εμφανίζεται στη θέση $j=3$ του mother χρωμοσώματος. Επειδή ο πελάτης 6 είναι τύπου 3 εμφανίζεται επίσης σε κάποια από τις εντός περιοχές του elite και όχι σε κάποια από τις εκτός περιοχές του οι οποίες έχουν ήδη αντιγραφεί στο τέκνο 1.

Άμεσο επακόλουθο του προηγούμενου συλλογισμού είναι ότι εάν αντιγραφεί ο πελάτης 6 (και κάθε πελάτης των εντός περιοχών του mother που είναι τύπου 3) κάπου στις εντός περιοχές του τέκνου 1 τότε δεν θα παραβιαστεί στο τέκνο 1 ο περιορισμός εμφάνισης κάθε πελάτη μόνο μία φορά και άρα δεν θα χρειαστεί επιδιόρθωση των εντός περιοχών του τέκνου 1.

Στη συγκεκριμένη αναπαράσταση χρωμοσωμάτων η πληροφορία που αποθηκεύεται είναι η σειρά επίσκεψης των πελατών. Επειδή έχει ήδη αποθηκευθεί πληροφορία στις εκτός περιοχές του τέκνου 1 από το elite, πρέπει στις εντός περιοχές του τέκνου 1 να αποθηκευθεί πληροφορία από το mother. Αυτό επιτυγχάνεται όταν κατά τη σάρωση και έλεγχο των εντός περιοχών του mother όπου συναντηθεί πελάτης τύπου 3 να αντιγράφεται επι τόπου στο τέκνο 1.

Τελικά, ο πελάτης 6 ο οποίος βρίσκεται στη θέση $j=3$ του mother είναι τύπου 3 οπότε αντιγράφεται επι τόπου στη θέση $j=3$ του τέκνου 1 και το ίδιο γίνεται με τον πελάτη 1 ο οποίος βρίσκεται στη θέση $j=6$.

2.8 MUTATION

Η συνάρτηση μετάλλαξης χρωμοσωμάτων μπορεί να επιδράσει σε κάθε χρωμόσωμα του πληθυσμού εκτός του elite, εισάγοντας απρόσμενες διαταραχές ώστε να ενθαρρυνθεί η εξερεύνηση νέων περιοχών έλξης της αντικειμενικής συνάρτησης.

Το πλήθος των μεταλλάξεων ορίζεται από την παράμετρο NM και ακολουθεί ανάλογη σχέση με την μετά το πέρας των μεταλλάξεων διασπορά του πληθυσμού.

Πίνακας 2.3: Ψευδοκώδικας Μετάλλαξης Χρωμοσωμάτων με $i > 0$.

Για κάθε μία από τις NM μεταλλάξεις γίνονται τα παρακάτω:

- A.** Τυχαία επιλογή χρωμοσώματος με $i > 0$.
- B.** Τυχαία επιλογή και μετάβαση σε κάποιον από τους δέκα επόμενους τρόπους μετάλλαξης.

ΕΙΣΑΓΩΓΗ ΕΝΟΣ ΠΑΡΑΘΥΡΟΥ ΠΕΛΑΤΩΝ

- 1.** Εισαγωγή τυχαίου παράθυρου πελατών του χρωμοσώματος i σε κάποια τυχαία θέση του ίδιου χρωμοσώματος:
Γίνεται η διαδικασία παράδειγμα της οποίας δίνεται στο Σχήμα 2.13.

Πίνακας 2.3: Ψευδοκώδικας Μετάλλαξης Χρωμοσωμάτων με $i > 0$ (Συνέχεια).

2. Εισαγωγή τυχαίου παράθυρου πελατών ενός οχήματος σε κάποια τυχαία θέση του ίδιου οχήματος:
 1. Αν εξυπηρετεί μόνο ένα οχήμα τότε Πήγαινε στο 1, αλλιώς Πήγαινε στο 2.2.
 2. Τυχαία επιλογή ενός οχήματος και Πήγαινε στο 2.3.
 3. Αν το επιλεγθέν όχημα εξυπηρετεί μόνο ένα πελάτη επιλέγεται τυχαία το βήμα 3.3 ή 4.3 ή 5.3, αλλιώς γίνεται η διαδικασία παράδειγμα της οποίας δίνεται στο Σχήμα 2.14.
 3. Εισαγωγή τυχαίου παράθυρου πελατών ενός οχήματος σε κάποια τυχαία θέση κάποιου άλλου οχήματος:
 1. Αν εξυπηρετεί μόνο ένα οχήμα τότε Πήγαινε στο 1, αλλιώς Πήγαινε στο 3.2.
 2. Τυχαία επιλογή πρώτου οχήματος και Πήγαινε στο 3.3.
 3. Τυχαία επιλογή δεύτερου οχήματος και επίσης επιλέγεται τυχαία αν το πρώτο όχημα θα εισάγει πελάτες του σε κάποια τυχαία θέση του δεύτερου οχήματος ή το αντίστροφο. Παράδειγμα της διαδικασίας δίνεται στο Σχήμα 2.15.
 4. Εισαγωγή τυχαίου παράθυρου πελατών ενός οχήματος σε κάποια τυχαία θέση του χρωμοσώματος i :
 1. Αν εξυπηρετεί μόνο ένα οχήμα τότε Πήγαινε στο 1, αλλιώς Πήγαινε στο 4.2.
 2. Τυχαία επιλογή ενός οχήματος και Πήγαινε στο 4.3.
 3. Γίνεται η διαδικασία παράδειγμα της οποίας δίνεται στο Σχήμα 2.16.
 5. Εισαγωγή τυχαίου παράθυρου πελατών του χρωμοσώματος i σε κάποια τυχαία θέση ενός οχήματος:
 1. Αν εξυπηρετεί μόνο ένα οχήμα τότε Πήγαινε στο 1, αλλιώς Πήγαινε στο 5.2.
 2. Τυχαία επιλογή ενός οχήματος και Πήγαινε στο 5.3.
 3. Γίνεται η διαδικασία παράδειγμα της οποίας δίνεται στο Σχήμα 2.17.
- ΑΝΤΙΜΕΤΑΘΕΣΗ ΔΥΟ ΠΑΡΑΘΥΡΩΝ ΠΕΛΑΤΩΝ**
6. Αντιμετάθεση δύο τυχαίων παράθυρων πελατών του χρωμοσώματος i :
Γίνεται η διαδικασία παράδειγμα της οποίας δίνεται στο Σχήμα 2.18.
 7. Αντιμετάθεση δύο τυχαίων παράθυρων πελατών ενός οχήματος:
 1. Αν εξυπηρετεί μόνο ένα οχήμα τότε Πήγαινε στο 6, αλλιώς Πήγαινε στο 7.2.
 2. Τυχαία επιλογή ενός οχήματος και Πήγαινε στο 7.3.
 3. Αν το επιλεγθέν όχημα εξυπηρετεί μόνο ένα πελάτη επιλέγεται τυχαία το βήμα 8.3 ή 9.3, αλλιώς γίνεται η διαδικασία παράδειγμα της οποίας δίνεται στο Σχήμα 2.19.

Πίνακας 2.3: Ψευδοκώδικας Μετάλλαξης Χρωμοσωμάτων με $i > 0$ (Συνέχεια).

8. Αντιμετάθεση μεταξύ τυχαίου παράθυρου πελατών ενός οχήματος και τυχαίου παράθυρου πελατών κάποιου άλλου οχήματος:

1. Αν εξυπηρετεί μόνο ένα όχημα τότε Πήγαινε στο **6**, αλλιώς Πήγαινε στο **8.2**.
2. Τυχαία επιλογή πρώτου οχήματος και Πήγαινε στο **8.3**.
3. Τυχαία επιλογή δεύτερου οχήματος και γίνεται η διαδικασία παράδειγμα της οποίας δίνεται στο Σχήμα 2.20.

9. Αντιμετάθεση μεταξύ τυχαίου παράθυρου πελατών ενός οχήματος και τυχαίου παράθυρου πελατών του χρωμοσώματος i :

1. Αν εξυπηρετεί μόνο ένα όχημα τότε Πήγαινε στο **6**, αλλιώς Πήγαινε στο **9.2**.
2. Τυχαία επιλογή ενός οχήματος και Πήγαινε στο **9.3**.
3. Γίνεται η διαδικασία παράδειγμα της οποίας δίνεται στο Σχήμα 2.21.

ΑΙΤΙΟΚΡΑΤΙΚΗ ΕΠΙΛΟΓΗ ΟΧΗΜΑΤΟΣ

10. Αιτιοκρατική επιλογή οχήματος:

1. Αν εξυπηρετεί μόνο ένα όχημα τότε επιλέγεται τυχαία το βήμα **1** ή **6**, αλλιώς Πήγαινε στο **10.2**.
2. Αιτιοκρατική επιλογή ενός οχήματος βάσει της διαδικασίας που περιγράφεται στη σελίδα 28. Επιλέγεται τυχαία το βήμα **2.3** ή **7.3**.

Στο Σχήμα 2.12 απεικονίζεται το τυχαία επιλεγθέν από το βήμα **A** χρωμόσωμα i πριν την εφαρμογή κάποιου από τους δέκα τρόπους μετάλλαξης.

Όχημα	1		2				3	4		
j	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Πελάτης	5	8	2	6	9	1	7	3	10	4

Σχήμα 2.12: Χρωμόσωμα i και η αναπαράσταση οχημάτων του.

Στο Σχήμα 2.13.1 έχουν επιλεγθεί τυχαία πρώτον το μέτρια σκιασμένο παράθυρο πελατών από $j=1$ μέχρι $j=5$ και δεύτερον το σημείο εισαγωγής του επιλεγθέντος παράθυρου πελατών το οποίο γίνεται αντιληπτό από τη διπλή κυματοειδή γραμμή μεταξύ $j=7$ και $j=8$. Τέλος στο Σχήμα 2.13.2 απεικονίζεται το μεταλλαγμένο χρωμόσωμα i μετά την εισαγωγή του επιλεγθέντος παράθυρου πελατών.

j	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Πελάτης	5	8	2	6	9	1	7	3	10	4

1

j	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Πελάτης	5	7	3	8	2	6	9	1	10	4

2

Σχήμα 2.13: Παράδειγμα εφαρμογής της διαδικασίας του βήματος 1.

Στο Σχήμα 2.14.1 έχει επιλεγθεί τυχαία το όχημα 2 και εντός του το παράθυρο πελατών από $j=2$ μέχρι $j=3$. Επίσης έχει επιλεγθεί το σημείο εισαγωγής του επιλεγθέντος παράθυρου πελατών μεταξύ $j=4$ και $j=5$.

Όχημα	1		2			3	4			
j	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Πελάτης	5	8	2	6	9	1	7	3	10	4

1

Όχημα	1		2			3	4			
j	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Πελάτης	5	8	9	2	6	1	7	3	10	4

2

Σχήμα 2.14: Παράδειγμα εφαρμογής της διαδικασίας του βήματος 2.

Στο Σχήμα 2.15.1 έχουν επιλεγθεί τυχαία τα οχήματα 1 και 4. Επίσης έχει επιλεγθεί τυχαία να γίνει εισαγωγή του παράθυρου πελατών από $j=7$ μέχρι $j=8$ του οχήματος 4 στο σημείο εισαγωγής μεταξύ $j=0$ και $j=1$ του οχήματος 1.

Όχημα	1		2				3	4		
j	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Πελάτης	5	8	2	6	9	1	7	3	10	4

1

Όχημα	1				2				3	4
j	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Πελάτης	5	3	10	8	2	6	9	1	7	4

2

Σχήμα 2.15: Παράδειγμα εφαρμογής της διαδικασίας του βήματος 3.

Στο Σχήμα 2.16.1 έχουν επιλεγθεί τυχαία πρώτον το όχημα 3 και ο μοναδικός πελάτης που εξυπηρετεί και δεύτερον από το χρωμόσωμα i το σημείο εισαγωγής μεταξύ $j=1$ και $j=2$.

	Πελάτες						Όχ. 3	Πελάτες		
j	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Πελάτης	5	8	2	6	9	1	7	3	10	4

1

	Πελάτες						Πελάτες			
j	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Πελάτης	5	8	7	2	6	9	1	3	10	4

2

Σχήμα 2.16: Παράδειγμα εφαρμογής της διαδικασίας του βήματος 4.

Στο Σχήμα 2.17.1 έχει επιλεγθεί τυχαία το όχημα 4 και εντός του το σημείο εισαγωγής μεταξύ $j=8$ και $j=9$. Επίσης έχει επιλεγθεί από το χρωμόσωμα i το παράθυρο πελατών από $j=0$ μέχρι $j=3$.

	Πελάτες						Όχημα 4			
j	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Πελάτης	5	8	2	6	9	1	7	3	10	4

1

	Πελάτες			Όχημα 4						
j	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Πελάτης	9	1	7	3	10	5	8	2	6	4

2

Σχήμα 2.17: Παράδειγμα εφαρμογής της διαδικασίας του βήματος 5.

Στο Σχήμα 2.18.1 έχει επιλεγθεί τυχαία το πρώτο μέτρια σκιασμένο παράθυρο πελατών από $j=3$ μέχρι $j=6$ και το δεύτερο έντονα σκιασμένο παράθυρο πελατών από $j=8$ μέχρι $j=9$. Τέλος στο Σχήμα 2.18.2 απεικονίζεται το μεταλλαγμένο χρωμόσωμα i όπου τα δύο επιλεγθέντα παράθυρα πελατών έχουν αντιμετατεθεί μεταξύ τους.

j	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Πελάτης	5	8	2	6	9	1	7	3	10	4

1

j	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Πελάτης	5	8	2	10	4	3	6	9	1	7

2

Σχήμα 2.18: Παράδειγμα εφαρμογής της διαδικασίας του βήματος 6.

Στο Σχήμα 2.19.1 έχει επιλεγθεί τυχαία το όχημα 2 και εντός του το πρώτο παράθυρο ενός πελάτη ($j=2$) και το δεύτερο παράθυρο πελατών από $j=4$ μέχρι $j=5$.

Όχημα	1		2				3	4		
j	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Πελάτης	5	8	2	6	9	1	7	3	10	4

1

Όχημα	1		2				3	4		
j	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Πελάτης	5	8	9	1	6	2	7	3	10	4

2

Σχήμα 2.19: Παράδειγμα εφαρμογής της διαδικασίας του βήματος 7.

Στο Σχήμα 2.20.1 έχουν επιλεγθεί τυχαία τα οχήματα 2 και 4. Το πρώτο παράθυρο πελατών βρίσκεται εντός του οχήματος 2 και έχει επιλεγθεί από $j=3$ μέχρι $j=5$, ενώ το δεύτερο παράθυρο πελατών βρίσκεται εντός του οχήματος 4 και έχει επιλεγθεί από $j=7$ μέχρι $j=8$.

Όχημα	1		2				3	4		
j	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Πελάτης	5	8	2	6	9	1	7	3	10	4

1

Όχημα	1		2				3	4		
j	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Πελάτης	5	8	2	3	10	7	6	9	1	4

2

Σχήμα 2.20: Παράδειγμα εφαρμογής της διαδικασίας του βήματος 8.

Στο Σχήμα 2.21.1 έχει επιλεγθεί τυχαία το όχημα 2 και εντός του το πρώτο παράθυρο πελατών από $j=3$ μέχρι $j=4$. Επίσης έχει επιλεγθεί από το χρωμοσώμα i το δεύτερο παράθυρο πελατών από $j=6$ μέχρι $j=8$.

	Πελάτες		Όχημα 2				Πελάτες			
j	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Πελάτης	5	8	2	6	9	1	7	3	10	4

1

	Πελάτες		Όχημα 2				Πελάτες			
j	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Πελάτης	5	8	2	7	3	10	1	6	9	4

2

Σχήμα 2.21: Παράδειγμα εφαρμογής της διαδικασίας του βήματος 9.

Στην αιτιοκρατική επιλογή οχήματος του χρωμοσώματος i (βήμα **10**) αρχικά γίνεται έλεγχος της οριακής περίπτωσης του εαν κάθε πελάτης εξυπηρετείται από ένα όχημα οπότε γίνεται τυχαία επιλογή οχήματος, αλλιώς γίνεται η επιλογή του οχήματος με το μεγαλύτερο σταθμισμένο μέσο όρο:

$$\text{score} = (0.4 \cdot n) + (0.6 \cdot \overline{\text{dist}}) \quad (2.2)$$

Όπου:

n : Πλήθος πελατών που εξυπηρετούνται από το όχημα.

$\overline{\text{dist}}$: Μέση Ευκλείδεια απόσταση που διανύει το όχημα χωρίς να ληφθεί υπόψιν η άφιξη ή αναχώρηση από την αποθήκη.

Η επιλογή του οχήματος με το μεγαλύτερο σταθμισμένο μέσο όρο προσφέρει τη δυνατότητα μεγάλης έκτασης μεταποίησης εντός του οχήματος, άρα μεγαλύτερη περιοχή αναζήτησης για κάτι καλύτερο πλησίον του χρωμοσώματος i .

Τέλος είναι σημαντικό να αναφέρουμε ότι στον υπολογισμό της μέσης Ευκλείδεια απόστασης που διανύει το όχημα δεν συμπεριλαμβάνεται η άφιξη ή αναχώρηση από την αποθήκη γιατί κάτι τέτοιο θα είχε σαν αποτέλεσμα την πιθανότερη επιλογή οχήματος που εξυπηρετεί σμήνος πελατών σε απομακρυσμένη περιοχή σε σχέση με την αποθήκη. Το επιθυμητό είναι να επιλεγθεί το όχημα που εξυπηρετεί σμήνος πολλών πελατών, διανύοντας μεγάλη κατά μέσο όρο Ευκλείδεια απόσταση εντός του και ανεξαρτήτως της απόστασής του από την αποθήκη.

2.9 ELITE MUTATION

Η συνάρτηση μετάλλαξης του elite εμβαθύνει στην περιοχή πλησίον της καλύτερης έως τώρα λύσης που έχει εντοπίσει ο προτεινόμενος Μιμητικός αλγόριθμος και αποτελεί τη διαδικασία τοπικής αναζήτησής του.

Η αλγοριθμική διαδικασία μετάλλαξης του elite είναι παρόμοια με της συνάρτησης μετάλλαξης χρωμοσωμάτων με τη σημαντική διαφορά ότι δεν επιλέγεται πλέον ένα ή δύο τυχαία παράθυρα πελατών αλλά ένας ή δύο μόνο πελάτες. Η επιλογή ενός ή δύο πελατών συνιστά μικρής έκτασης μεταποίηση του elite πράγμα που αποτελεί απαραίτητη προϋπόθεση προκειμένου να γίνει τοπική αναζήτηση πλησίον του elite.

Η διαδικασία μετάλλαξης του elite χρησιμοποιεί δύο παράμετρους:

1. Την παράμετρο ECMP, η οποία ορίζει την πιθανότητα να γίνει σε κάποια γενιά τοπική αναζήτηση πλησίον του elite.
2. Την παράμετρο ECMS, η οποία ορίζει το συνολικό αριθμό μεταλλαγμένων εκδοχών του elite που δημιουργούνται και αξιολογούνται προκειμένου να εντοπιστεί χρωμόσωμα μικρότερης επίδοσης από του τρέχοντος elite.

Κάθε φορά που καλείται η συνάρτηση μετάλλαξης του elite επιλέγεται τυχαία κάποιος από τους δέκα συνολικά διαθέσιμους τρόπους μετάλλαξης βάσει του οποίου δημιουργείται κάθε μία από τις ECMS μεταλλαγμένες εκδοχές του elite.

Επειδή το τρέχον elite αντικαθίσταται μόνο εαν μετά το πέρας της αξιολόγησης των ECMS μεταλλαγμένων εκδοχών του elite εντοπιστεί εκδοχή μικρότερης επίδοσης, αξιοποιείται πολιτική μέγιστης κατάβασης (steepest descent policy) αντί απληστίας (best first policy).

Τέλος εαν εντοπιστεί χρωμόσωμα μικρότερης επίδοσης από του τρέχοντος elite τότε μηδενίζεται η μεταβλητή του συνολικού αριθμού γενεών που το elite χρωμόσωμα παραμένει αμετάβλητο και η οποία ελέγχεται στο βήμα 3 της συνάρτησης υπολογισμού επίδοσης χρωμοσωμάτων.

ΑΠΟΤΕΛΕΣΜΑΤΑ

3.1 ΤΑ ΠΡΟΒΛΗΜΑΤΑ ΤΟΥ SOLOMON

Οι δυνατότητες του προτεινόμενου Μιμητικού αλγόριθμου διερευνήθηκαν επιλύοντας τα γνωστά και ευρέως χρησιμοποιούμενα προβλήματα του Solomon [12]. Τα προβλήματα αυτά ενσωματώνουν τυπικά χαρακτηριστικά πραγματικών προβλημάτων δρομολόγησης οχημάτων όπως είναι η διασπορά των πελατών περιμετρικά της αποθήκης, το πλήθος των πελατών ανά όχημα και τα ιδιαίτερα χαρακτηριστικά των χρονικών παράθυρων παραδείγματα των οποίων είναι η τοποθέτησή τους σε σχέση με τον χρονικό ορίζοντα προγραμματισμού και η αυστηρότητά τους.

Πιο λεπτομερώς, τα βασικά δομικά χαρακτηριστικά των προβλημάτων του Solomon είναι:

1. Υπάρχουν 56 προβλήματα διαθέσιμα προς επίλυση. Το πλήθος των πελατών προς εξυπηρέτηση είναι 100 και κατανέμονται εντός τετραγώνου πλευράς 100 μονάδων μήκους [11]. Από εδώ και στο εξής η θεωρούμενη μονάδα μέτρησης του μήκους και του χρόνου είναι το 1 μέτρο και το 1 λεπτό αντίστοιχα.
2. Υπάρχουν 6 κατηγορίες προβλημάτων και 3 κλάσεις. Οι κατηγορίες R1 και R2 που ανήκουν στην κλάση R, οι κατηγορίες C1 και C2 που ανήκουν στην κλάση C και οι κατηγορίες RC1 και RC2 που ανήκουν στην κλάση RC. Κάθε κατηγορία περιέχει από 8 μέχρι 12 προβλήματα.
3. Στα προβλήματα της κλάσης R οι Καρτεσιανές συντεταγμένες των πελατών έχουν παραχθεί τυχαία μέσω γεννήτριας ομοιόμορφης κατανομής.
4. Οι πελάτες των προβλημάτων της κλάσης C είναι τοποθετημένοι σε σμήνη.
5. Κάποιοι πελάτες των προβλημάτων της κλάσης RC έχουν τοποθετηθεί σε σμήνη, ενώ οι Καρτεσιανές συντεταγμένες των υπόλοιπων πελατών έχουν παραχθεί τυχαία μέσω γεννήτριας ομοιόμορφης κατανομής.
6. Οι κατηγορίες R1, C1 και RC1 έχουν αυστηρά χρονικά παράθυρα, μικρό χρονικό ορίζοντα προγραμματισμού και οχήματα χωρητικότητας 200 μονάδων [11]. Αυτή η επιλογή χαρακτηριστικών επιτρέπει την εξυπηρέτηση από 5 μέχρι 10 πελατών ανά όχημα [8].
7. Οι κατηγορίες R2, C2 και RC2 έχουν χαλαρά χρονικά παράθυρα, μεγάλο χρονικό ορίζοντα προγραμματισμού και οχήματα χωρητικότητας από 100 μέχρι 1,000 μονάδες [11]. Αυτή η επιλογή χαρακτηριστικών πρώτον επιτρέπει την εξυπηρέτηση περισσότερων από 30 πελατών ανά όχημα [8], δεύτερον κάνει τα προβλήματα αυτών των κατηγοριών να μοιάζουν με προβλήματα τύπου TSP και τρίτον κάνει χρονοβόρα ή απαγορευτική την επίλυσή τους μέσω αναλυτικών μεθόδων [10].

8. Τα χρονικά παράθυρα της κλάσης C έχουν επιλεχθεί με γνώμονα τη δυνατότητα εύρεσης δρομολογήσεων οχημάτων που να εξυπηρετούν ένα-ένα τα σμήνη των πελατών.
9. Τα προβλήματα κάθε κατηγορίας έχουν κοινές Καρτεσιανές συντεταγμένες πελατών, ενώ υπάρχει διαφοροποίηση στα χαρακτηριστικά των χρονικών τους παράθυρων.

Ο προτεινόμενος Μιμητικός αλγόριθμος υλοποιήθηκε σε γλώσσα προγραμματισμού C χρησιμοποιώντας μεταβλητές τύπου long double μεγέθους 80 bit για μέγιστη δυνατή ακρίβεια των αποτελεσμάτων (οι μεταβλητές τύπου float και double έχουν μεγέθη 32 και 64 bit αντίστοιχα). Το πρόγραμμα εκτελέστηκε σε σύστημα με επεξεργαστή AMD Phenom II X6 1090T συχνότητας λειτουργίας 3.20 GHz και συνολικής διαθέσιμης μνήμης 4 GB. Ο μέσος χρόνος εκτέλεσης του προγράμματος για την επίλυση κάποιου από τα 56 προβλήματα ήταν 271.768 δευτερόλεπτα.

3.2 ΒΕΛΤΙΣΤΗ ΡΥΘΜΙΣΗ ΠΑΡΑΜΕΤΡΩΝ

Στον Πίνακα 3.1 δίνεται η μετά από διαδικασία δοκιμής και σφάλματος βέλτιστη ρύθμιση των επτά παραμέτρων του προτεινόμενου Μιμητικού αλγόριθμου. Όλα τα αποτελέσματα της ενότητας 3.3 ελήφθησαν με αυτή τη ρύθμιση παραμέτρων.

Πίνακας 3.1: Βέλτιστες παράμετροι του προτεινόμενου Μιμητικού αλγόριθμου.

POPULATION	31
PENALTY	1,000,000
GENERATIONS	400,000
RESET	40,000
NM	20
ECMP	0.35
ECMS	150

3.3 ΣΥΝΟΨΗ ΑΠΟΤΕΛΕΣΜΑΤΩΝ

3.3.1 Αποτελέσματα προτεινόμενου Μιμητικού αλγόριθμου για κάθε κατηγορία προβλημάτων

Στον Πίνακα 3.2 παρουσιάζονται τα αποτελέσματα του προτεινόμενου Μιμητικού αλγόριθμου για κάθε κατηγορία προβλημάτων τα οποία προέκυψαν μετά από 20 εκτελέσεις του προγράμματος.

Πίνακας 3.2: Αποτελέσματα κάθε κατηγορίας προβλημάτων.

Test Set	Test Case	Best		Worst		Average			Range	
		Total Distance	Total Vehicles	Total Distance	Total Vehicles	Total Distance	Total Vehicles	CPU Time	Total Distance	Total Vehicles
C1	C101	828.94	10	895.86	11	845.67	10.25	274.195	66.92	1
	C102	828.94	10	975.88	12	858.80	10.4	275.264	146.95	2
	C103	828.99	10	1,045.29	11	914.53	10.75	272.459	216.30	1
	C104	826.57	10	1,006.19	11	882.80	10.35	266.183	179.62	1
	C105	828.94	10	895.86	11	849.37	10.4	273.673	66.92	1
	C106	828.94	10	828.94	10	828.94	10	273.474	0	0
	C107	828.94	10	897.49	11	847.38	10.35	273.686	68.55	1
	C108	828.94	10	929.15	11	848.54	10.25	271.605	100.22	1
	C109	828.94	10	917.48	11	849.27	10.15	270.279	88.54	1
C2	C201	591.56	3	662.05	4	602.66	3.25	260.998	70.50	1
	C202	591.56	3	723.77	5	620.12	3.45	260.645	132.21	2
	C203	591.17	3	689.97	4	641.11	3.75	257.181	98.80	1
	C204	614.54	3	726.13	5	667.83	3.95	253.211	111.59	2
	C205	588.88	3	658.99	4	607.82	3.3	261.282	70.11	1
	C206	588.49	3	661.66	4	598.53	3.25	260.868	73.17	1
	C207	588.29	3	641.94	4	600.65	3.3	259.922	53.65	1
	C208	588.32	3	591.77	3	589.70	3	259.074	3.45	0
R1	R101	1,658.86	21	1,757.25	23	1,698.71	22.05	283.644	98.39	2
	R102	1,498.84	19	1,596.20	21	1,525.32	19.4	285.138	97.36	2
	R103	1,256.59	15	1,332.57	18	1,295.84	16.25	285.310	75.98	3
	R104	1,047.75	13	1,144.12	13	1,081.16	12.85	278.493	96.38	0
	R105	1,432.71	16	1,534.68	19	1,479.53	18.35	285.367	101.98	3
	R106	1,283.78	15	1,372.76	17	1,328.50	15.55	284.501	88.98	2
	R107	1,131.85	13	1,213.58	14	1,167.03	13.25	280.793	81.72	1
	R108	988.71	11	1,050.55	12	1,023.66	11.45	271.803	61.83	1
	R109	1,195.76	14	1,354.31	18	1,260.53	15.4	284.923	158.56	4
	R110	1,130.53	13	1,221.99	14	1,180.16	13.85	280.621	91.45	1
	R111	1,116.16	13	1,206.28	15	1,156.95	13.75	279.912	90.11	2
	R112	999.28	11	1,090.74	13	1,052.78	12.05	275.540	91.46	2
R2	R201	1,178.58	9	1,270.40	13	1,221.15	11.25	274.298	91.82	4
	R202	1,073.10	8	1,159.31	10	1,124.18	9.65	272.592	86.21	2
	R203	909.62	6	1,035.17	6	970.36	7.5	265.052	125.55	0
	R204	780.40	5	861.56	5	821.47	5.2	254.771	81.16	0
	R205	1,009.73	7	1,073.26	10	1,040.59	8.55	270.876	63.53	3
	R206	941.45	6	1,011.47	7	970.48	7.1	265.986	70.02	1
	R207	848.98	5	982.32	5	886.91	5.5	258.446	133.35	0
	R208	736.96	4	803.19	4	772.95	4.05	250.587	66.23	0
	R209	897.07	6	956.86	7	928.61	6.95	264.613	59.79	1
	R210	933.95	8	1,004.98	8	971.44	8	267.504	71.03	0
	R211	807.44	6	887.27	8	845.32	6.75	260.022	79.83	2

Πίνακας 3.2: Αποτελέσματα κάθε κατηγορίας προβλημάτων (Συνέχεια).

Test Set	Test Case	Best		Worst		Average			Range	
		Total Distance	Total Vehicles	Total Distance	Total Vehicles	Total Distance	Total Vehicles	CPU Time	Total Distance	Total Vehicles
RC1	RC101	1,707.91	18	1,881.57	20	1,767.49	18.7	285.796	173.66	2
	RC102	1,540.99	16	1,689.29	17	1,590.90	16.3	287.598	148.30	1
	RC103	1,379.02	13	1,467.00	15	1,414.41	14	284.258	87.98	2
	RC104	1,191.97	12	1,300.98	13	1,235.94	12	276.196	109.01	1
	RC105	1,589.27	17	1,724.29	19	1,663.84	18	288.431	135.03	2
	RC106	1,471.15	15	1,565.36	17	1,515.87	15.8	286.963	94.21	2
	RC107	1,324.95	13	1,442.25	15	1,368.80	13.9	283.474	117.30	2
	RC108	1,153.08	11	1,247.48	12	1,206.58	12.05	277.829	94.40	1
RC2	RC201	1,286.28	10	1,460.87	12	1,385.13	11.35	276.359	174.59	2
	RC202	1,136.46	9	1,229.65	10	1,170.06	9.15	273.906	93.20	1
	RC203	985.08	7	1,079.41	7	1,011.53	7.1	265.846	94.33	0
	RC204	830.26	4	933.91	5	872.68	4.9	255.005	103.65	1
	RC205	1,193.82	9	1,304.87	12	1,251.48	10.35	275.809	111.05	3
	RC206	1,108.87	7	1,208.60	9	1,153.35	8.4	271.536	99.73	2
	RC207	990.89	7	1,100.20	8	1,047.47	7.75	266.785	109.31	1
	RC208	820.27	6	890.29	6	855.22	6.4	258.446	70.02	0
AVERAGE								271.768	96.89	1.38

3.3.2 Σύγκριση με αποτελέσματα βιβλιογραφίας

Στον Πίνακα 3.3 γίνεται σύγκριση μεταξύ των καλύτερων λύσεων του προτεινόμενου Μιμητικού αλγόριθμου και των απόλυτα βέλτιστων λύσεων [6], καθώς επίσης και σύγκριση με τις τρέχουσες καλύτερες δημοσιευμένες λύσεις [13]. Για να γίνει πιο ευδιάκριτη η σύγκριση χρησιμοποιήθηκε λευκό, πράσινο και κόκκινο χρώμα στα προβλήματα όπου ο προτεινόμενος Μιμητικός αλγόριθμος εντόπισε τις ίδιες, καλύτερες και χειρότερες λύσεις αντίστοιχα.

Πίνακας 3.3: Σύγκριση με αποτελέσματα βιβλιογραφίας.

Test Set	Test Case	Memetic Algorithm Best		Global Optimum Solutions		Metaheuristics Best		MA Vs Global Optimum	MA Vs Metaheuristics
		Total Distance	Total Vehicles	Total Distance	Total Vehicles	Total Distance	Total Vehicles		
C1	C101	828.94	10	827.3	10	828.94	10	0.20%	0.00%
	C102	828.94	10	827.3	10	828.94	10	0.20%	0.00%
	C103	828.99	10	826.3	10	828.06	10	0.32%	0.11%
	C104	826.57	10	822.9	10	824.78	10	0.44%	0.22%
	C105	828.94	10	827.3	10	828.94	10	0.20%	0.00%
	C106	828.94	10	827.3	10	828.94	10	0.20%	0.00%
	C107	828.94	10	827.3	10	828.94	10	0.20%	0.00%
	C108	828.94	10	827.3	10	828.94	10	0.20%	0.00%
	C109	828.94	10	827.3	10	828.94	10	0.20%	0.00%

Πίνακας 3.3: Σύγκριση με αποτελέσματα βιβλιογραφίας (Συνέχεια).

Test Set	Test Case	Memetic Algorithm Best		Global Optimum Solutions		Metaheuristics Best		MA Vs Global Optimum	MA Vs Metaheuristics
		Total Distance	Total Vehicles	Total Distance	Total Vehicles	Total Distance	Total Vehicles		
C2	C201	591.56	3	589.1	3	591.56	3	0.42%	0.00%
	C202	591.56	3	589.1	3	591.56	3	0.42%	0.00%
	C203	591.17	3	588.7	3	591.17	3	0.42%	0.00%
	C204	614.54	3	588.1	3	590.60	3	4.30%	3.90%
	C205	588.88	3	586.4	3	588.88	3	0.42%	0.00%
	C206	588.49	3	586.0	3	588.49	3	0.42%	0.00%
	C207	588.29	3	585.8	3	588.29	3	0.42%	0.00%
	C208	588.32	3	585.8	3	588.32	3	0.43%	0.00%
R1	R101	1,658.86	21	1,637.7	20	1,645.79	19	1.28%	0.79%
	R102	1,498.84	19	1,466.6	18	1,486.12	17	2.15%	0.85%
	R103	1,256.59	15	1,208.7	14	1,292.68	13	3.81%	-2.87%
	R104	1,047.75	13	971.5	11	1,007.24	9	7.28%	3.87%
	R105	1,432.71	16	1,355.3	15	1,377.11	14	5.40%	3.88%
	R106	1,283.78	15	1,234.6	13	1,251.98	12	3.83%	2.48%
	R107	1,131.85	13	1,064.6	11	1,104.66	10	5.94%	2.40%
	R108	988.71	11	932.1	10	960.88	9	5.73%	2.82%
	R109	1,195.76	14	1,146.9	13	1,194.73	11	4.09%	0.09%
	R110	1,130.53	13	1,068.0	12	1,118.59	10	5.53%	1.06%
	R111	1,116.16	13	1,048.7	12	1,096.72	10	6.04%	1.74%
	R112	999.28	11	948.6	10	982.14	9	5.07%	1.72%
R2	R201	1,178.58	9	1,143.2	8	1,252.37	4	3.00%	-6.26%
	R202	1,073.10	8	1,029.6	8	1,191.70	3	4.05%	-11.05%
	R203	909.62	6	870.8	6	939.50	3	4.27%	-3.29%
	R204	780.40	5	-	-	825.52	2	-	-5.78%
	R205	1,009.73	7	-	-	994.42	3	-	1.52%
	R206	941.45	6	-	-	906.14	3	-	3.75%
	R207	848.98	5	-	-	890.61	2	-	-4.90%
	R208	736.96	4	-	-	726.75	2	-	1.39%
	R209	897.07	6	854.8	5	909.16	3	4.71%	-1.35%
	R210	933.95	8	-	-	939.34	3	-	-0.58%
	R211	807.44	6	-	-	885.71	2	-	-9.69%
RC1	RC101	1,707.91	18	1,619.8	15	1,696.94	14	5.16%	0.64%
	RC102	1,540.99	16	1,457.4	14	1,554.75	12	5.42%	-0.89%
	RC103	1,379.02	13	1,258.0	11	1,261.67	11	8.78%	8.51%
	RC104	1,191.97	12	1,132.3	10	1,135.48	10	5.01%	4.74%
	RC105	1,589.27	17	1,513.7	15	1,629.44	13	4.75%	-2.53%
	RC106	1,471.15	15	1,372.7	12	1,424.73	11	6.69%	3.16%
	RC107	1,324.95	13	1,207.8	12	1,230.48	11	8.84%	7.13%
	RC108	1,153.08	11	1,114.2	11	1,139.82	10	3.37%	1.15%

Πίνακας 3.3: Σύγκριση με αποτελέσματα βιβλιογραφίας (Συνέχεια).

Test Set	Test Case	Memetic Algorithm Best		Global Optimum Solutions		Metaheuristics Best		MA Vs Global Optimum	MA Vs Metaheuristics
		Total Distance	Total Vehicles	Total Distance	Total Vehicles	Total Distance	Total Vehicles		
RC2	RC201	1,286.28	10	1,261.8	9	1,406.91	4	1.90%	-9.38%
	RC202	1,136.46	9	1,092.3	8	1,365.65	3	3.89%	-20.17%
	RC203	985.08	7	923.7	5	1,049.62	3	6.23%	-6.55%
	RC204	830.26	4	-	-	798.41	3	-	3.84%
	RC205	1,193.82	9	1,154.0	7	1,297.19	4	3.34%	-8.66%
	RC206	1,108.87	7	1,051.1	7	1,146.32	3	5.21%	-3.38%
	RC207	990.89	7	-	-	1,061.14	3	-	-7.09%
	RC208	820.27	6	-	-	828.14	3	-	-0.96%
SUM		56,769.31	532			57,180.84	405		

3.3.3 Σχολιασμός αποτελεσμάτων

Αρχικά πρέπει να αναφερθεί ότι τα 46 απόλυτα βέλτιστα του Πίνακα 3.3 έχουν βρεθεί βάσει της ακριβούς μεθόδου Column Generation, ελαχιστοποιώντας τη συνολική διανυθείσα Ευκλείδεια απόσταση όλων των οχημάτων [10], [13].

Οι τρέχουσες καλύτερες δημοσιευμένες λύσεις του Πίνακα 3.3 έχουν εντοπιστεί από μεθευρετικούς αλγόριθμους οι οποίοι κάνουν χρήση ιεραρχικής αντικειμενικής συνάρτησης [10], [13]. Στην ιεραρχική αντικειμενική συνάρτηση υπάρχει το πρωτεύον κριτήριο ελαχιστοποίησης του συνολικού πλήθους οχημάτων και το δευτερεύον κριτήριο ελαχιστοποίησης της συνολικής Ευκλείδειας απόστασης που αυτά διανύουν. Αυτά τα δύο κριτήρια μπορεί να αλληλοσυγκρούονται ή να αλληλοσυμπληρώνονται, αφού η μείωση του συνολικού πλήθους οχημάτων μπορεί να αυξήσει ή να μειώσει αντίστοιχα τη συνολική διανυθείσα Ευκλείδεια απόσταση [11]. Τέλος πρέπει να τονιστεί ότι η προσέγγιση της ιεραρχικής αντικειμενικής συνάρτησης πρώτον επιτρέπει την ανεξάρτητη ανάπτυξη αλγόριθμων για την ελαχιστοποίηση είτε του συνολικού πλήθους οχημάτων, είτε της συνολικής Ευκλείδειας απόστασης που αυτά διανύουν (σε αυτή την κατηγορία εντάσσεται ο προτεινόμενος Μιμητικός αλγόριθμος) και δεύτερον δικαιολογεί την ανάπτυξη ικανών αλγόριθμων για αντιμετώπιση οποιουδήποτε από τα δύο αντικειμενικά κριτήρια αφού μπορούν να αποτελέσουν τη βάση νέων και ακόμα ικανότερων αλγόριθμων οι οποίοι κάνουν χρήση της ιεραρχικής αντικειμενικής συνάρτησης [10].

Επόμενως η σύγκριση του προτεινόμενου Μιμητικού αλγόριθμου είναι πιο δίκαιη με τις απόλυτα βέλτιστες λύσεις των ακριβών μεθόδων οι οποίες ελαχιστοποιούν μόνο τη συνολική διανυθείσα Ευκλείδεια απόσταση όλων των οχημάτων και επιπλέον έτσι γίνεται διερεύνηση της δυνατότητας εντοπισμού του απόλυτου βέλτιστου από τον προτεινόμενο Μιμητικό αλγόριθμο.

Από τον Πίνακα 3.2 προκύπτουν τα εξής συμπεράσματα:

1. Το μέσο εύρος μεταξύ καλύτερης και χειρότερης λύσης είναι 96.89 μέτρα και 1.38 οχήματα, συνεπώς ο προτεινόμενος Μιμητικός αλγόριθμος είναι γενικά αρκετά εύρωστος.
2. Ο προτεινόμενος Μιμητικός αλγόριθμος εμφανίζεται πιο εύρωστος στις κατηγορίες R2, C2 και RC2 συγκριτικά με τις κατηγορίες R1, C1 και RC1. Αυτό μπορεί να οφείλεται στο γεγονός ότι η διασταύρωση των γονέων και η μετάλλαξη των χρωμοσωμάτων είναι γενικής και όχι ιδιαίτερα εξειδικευμένης στα χαρακτηριστικά του προβλήματος VRPTW φύσεως.
3. Η χειρότερη λύση του προτεινόμενου Μιμητικού αλγόριθμου έχει πάντοτε μεγαλύτερο ή ίσο πλήθος οχημάτων σε σύγκριση με την καλύτερή του λύση. Όπως προκύπτει και από το 1, η χειρότερη λύση του Μιμητικού χρησιμοποιεί κατά μέσο όρο 1.38 περισσότερα οχήματα.

Από τον Πίνακα 3.3 προκύπτουν τα εξής συμπεράσματα:

1. Ο προτεινόμενος Μιμητικός αλγόριθμος κατάφερε να εντοπίσει το απόλυτο βέλτιστο σε 16 από τα 46 επιλυμένα μέχρι απόλυτου βέλτιστου προβλήματα, ενώ στα υπόλοιπα 30 κατάφερε να εντοπίσει εφικτές λύσεις κοντά στο απόλυτο βέλτιστο σε ελάχιστο συγκριτικά χρόνο σε σχέση με τις αλγοριθμικές παραλλαγές της ακριβούς μεθόδου Column Generation. Πιο συγκεκριμένα, μερικές φορές απαιτούνται περισσότερες από 5 ώρες ώστε να εντοπιστεί το απόλυτο βέλτιστο σε προβλήματα χαλαρής δομής ή/και χρονικών παράθυρων, ενώ σε μερικά προβλήματα αυστηρής δομής ή/και χρονικών παράθυρων απαιτείται περίπου 1 λεπτό [10]. Ο προτεινόμενος Μιμητικός αλγόριθμος όπως αναφέρθηκε στην ενότητα 3.1 χρειάζεται κατά μέσο όρο μόλις 4.5 λεπτά για να εντοπίσει εφικτές λύσεις κοντά στο απόλυτο βέλτιστο ανεξαρτήτως των βασικών δομικών χαρακτηριστικών του εκάστοτε προβλήματος.

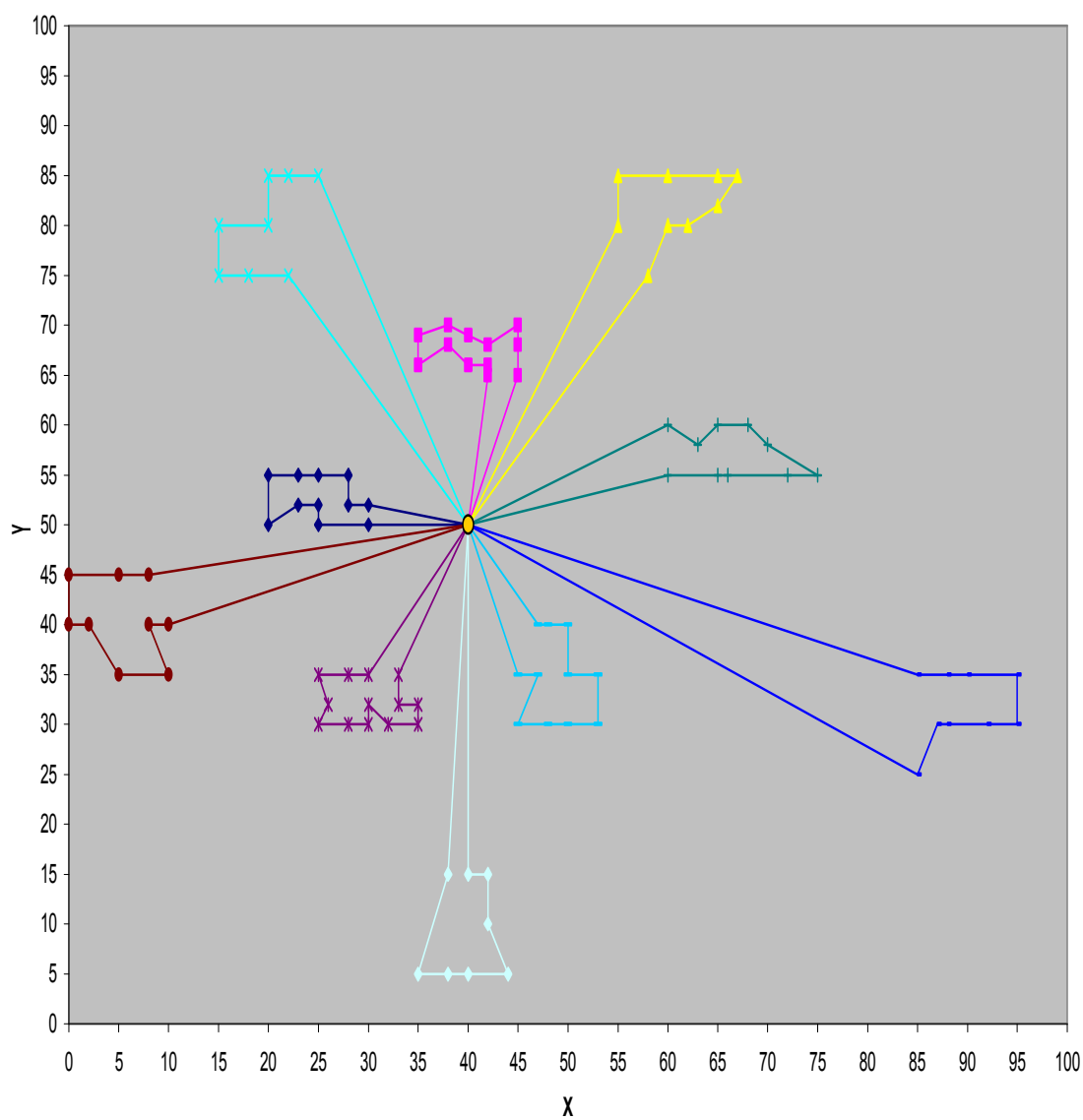
2. Τα 16 προβλήματα στα οποία ο προτεινόμενος Μιμητικός αλγόριθμος κατάφερε να εντοπίσει το απόλυτο βέλτιστο ανήκουν στην κλάση C. Πιο συγκεκριμένα, εντοπίστηκε η απόλυτα βέλτιστη λύση σε όλα τα προβλήματα της κλάσης C εκτός από το πρόβλημα C204 το οποίο εμφανίζει δυσκολίες στην επίλυσή του ακόμα και μέσω ακριβών μεθόδων [7]. Το πρόβλημα C204 αποτελεί μία δύσκολη περίπτωση γιατί υπάρχουν μόλις 25 αυστηρά χρονικά παράθυρα μέσου εύρους 160 λεπτών και 75 πολύ χαλαρά χρονικά παράθυρα μέσου εύρους 3,270.11 λεπτών, με το χρονικό ορίζοντα προγραμματισμού να είναι 3,390 λεπτά. Τέλος οι πολύ μικρές διαφορές στη διανυθείσα Ευκλείδια απόσταση που παρατηρούνται στα αποτελέσματα της κλάσης C υφίστανται λόγω χρήσης ακέραιας (integer) [8], [13] ή απλής ακρίβειας (float) [13] αναπαράστασης αριθμών στις αλγοριθμικές παραλλαγές της ακριβούς μεθόδου Column Generation, ενώ οι μεθευρετικοί αλγόριθμοι της βιβλιογραφίας κάνουν χρήση διπλής ακρίβειας (double) αναπαράστασης αριθμών [10], [13].
3. Συγκρίνοντας τον προτεινόμενο Μιμητικό αλγόριθμο με τους μεθευρετικούς αλγόριθμους της βιβλιογραφίας παρατηρούμε ότι ο Μιμητικός έχει μικρότερο συνολικό άθροισμα διανυθείσας Ευκλείδιας απόστασης (56,769.31 μέτρα έναντι 57,180.84 μέτρων) και μεγαλύτερο συνολικό άθροισμα χρησιμοποιούμενων οχημάτων (532 οχήματα έναντι 405 οχημάτων) πράγμα απολύτως λογικό αφού ο προτεινόμενος Μιμητικός αλγόριθμος προσπαθεί να ελαχιστοποιήσει μόνο τη συνολική διανυθείσα Ευκλείδια απόσταση και δεν ασχολείται καθόλου με την ελαχιστοποίηση του συνολικού πλήθους οχημάτων όπως οι μεθευρετικοί της βιβλιογραφίας.
4. Ο προτεινόμενος Μιμητικός αλγόριθμος έχει πάντοτε μεγαλύτερο ή ίσο πλήθος οχημάτων σε σύγκριση με τις απόλυτα βέλτιστες λύσεις και τις λύσεις των μεθευρετικών αλγόριθμων της βιβλιογραφίας. Πιο συγκεκριμένα, ο Μιμητικός χρησιμοποιεί κατά μέσο όρο 0.83 και 2.27 περισσότερα οχήματα σε σύγκριση με τις απόλυτα βέλτιστες λύσεις και τις λύσεις των μεθευρετικών αλγόριθμων της βιβλιογραφίας αντίστοιχα.
5. Ο προτεινόμενος Μιμητικός αλγόριθμος εντόπισε λύσεις με κατά μέσο όρο 4.84% μεγαλύτερη διανυθείσα Ευκλείδια απόσταση σε σύγκριση με τις απόλυτα βέλτιστες λύσεις.
6. Συγκρίνοντας με τις λύσεις των μεθευρετικών αλγόριθμων της βιβλιογραφίας, ο προτεινόμενος Μιμητικός αλγόριθμος εντόπισε σε 18 προβλήματα λύσεις με κατά μέσο όρο 5.85% μικρότερη διανυθείσα Ευκλείδια απόσταση, σε 22 προβλήματα λύσεις με κατά μέσο όρο 2.79% μεγαλύτερη διανυθείσα Ευκλείδια απόσταση και τέλος σε 16 προβλήματα τις ίδιες λύσεις όσον αφορά τη διανυθείσα Ευκλείδια απόσταση.

7. Όσον αφορά την περαιτέρω σύγκριση του προτεινόμενου Μιμητικού αλγόριθμου με τις απόλυτα βέλτιστες λύσεις, ο Μιμητικός εμφανίζει καλύτερες επιδόσεις στην κατηγορία C1 αφού κατάφερε να εντοπίσει το απόλυτο βέλτιστο σε όλα τα προβλήματα σε σύγκριση με την κατηγορία C2 όπου κατάφερε να εντοπίσει το απόλυτο βέλτιστο σε όλα τα προβλήματα εκτός του προβλήματος C204. Επίσης εμφανίζει καλύτερες κατά μέσο όρο επιδόσεις στις κατηγορίες R2 (4.01% μεγαλύτερη διανυθείσα Ευκλείδια απόσταση έναντι 4.68% της κατηγορίας R1) και RC2 (4.11% μεγαλύτερη διανυθείσα Ευκλείδια απόσταση έναντι 6.00% της κατηγορίας RC1). Τέλος ο προτεινόμενος Μιμητικός αλγόριθμος εμφανίζει καλύτερες κατά μέσο όρο επιδόσεις στην κλάση R σε σχέση με την κλάση RC αφού έχει 4.51% και 5.28% μεγαλύτερη διανυθείσα Ευκλείδια απόσταση αντίστοιχα.
8. Όσον αφορά την περαιτέρω σύγκριση του προτεινόμενου Μιμητικού αλγόριθμου με τις λύσεις των μεθευρετικών αλγόριθμων της βιβλιογραφίας, ο Μιμητικός εμφανίζει καλύτερες επιδόσεις στην κατηγορία C1 σε σύγκριση με την κατηγορία C2 για τον ίδιο λόγο που αναφέρθηκε στο 7. Επίσης εμφανίζει χειρότερες επιδόσεις στην κατηγορία R1 σε σύγκριση με την κατηγορία R2 αφού σχεδόν σε όλα τα προβλήματά της εντόπισε λύσεις μεγαλύτερης διανυθείσας Ευκλείδιας απόστασης, ενώ εμφανίζει πολύ καλύτερες επιδόσεις στην κατηγορία RC2 σε σύγκριση με την κατηγορία RC1 αφού σχεδόν σε όλα τα προβλήματά της εντόπισε λύσεις πολύ μικρότερης διανυθείσας Ευκλείδιας απόστασης. Τέλος ο προτεινόμενος Μιμητικός αλγόριθμος εμφανίζει καλύτερες κατά μέσο όρο επιδόσεις στην κλάση RC σε σχέση με την κλάση R αφού έχει 6.62% και 5.09% μικρότερη διανυθείσα Ευκλείδια απόσταση αντίστοιχα.

3.4 ΑΝΑΛΥΤΙΚΑ ΑΠΟΤΕΛΕΣΜΑΤΑ ΕΠΙΛΕΓΜΕΝΩΝ ΠΡΟΒΛΗΜΑΤΩΝ

3.4.1 Αποτελέσματα προβλήματος C105

Η δρομολόγηση των 10 οχημάτων δίνεται γραφικά στο Σχήμα 3.1.



Σχήμα 3.1: Δρομολόγηση οχημάτων προβλήματος C105.

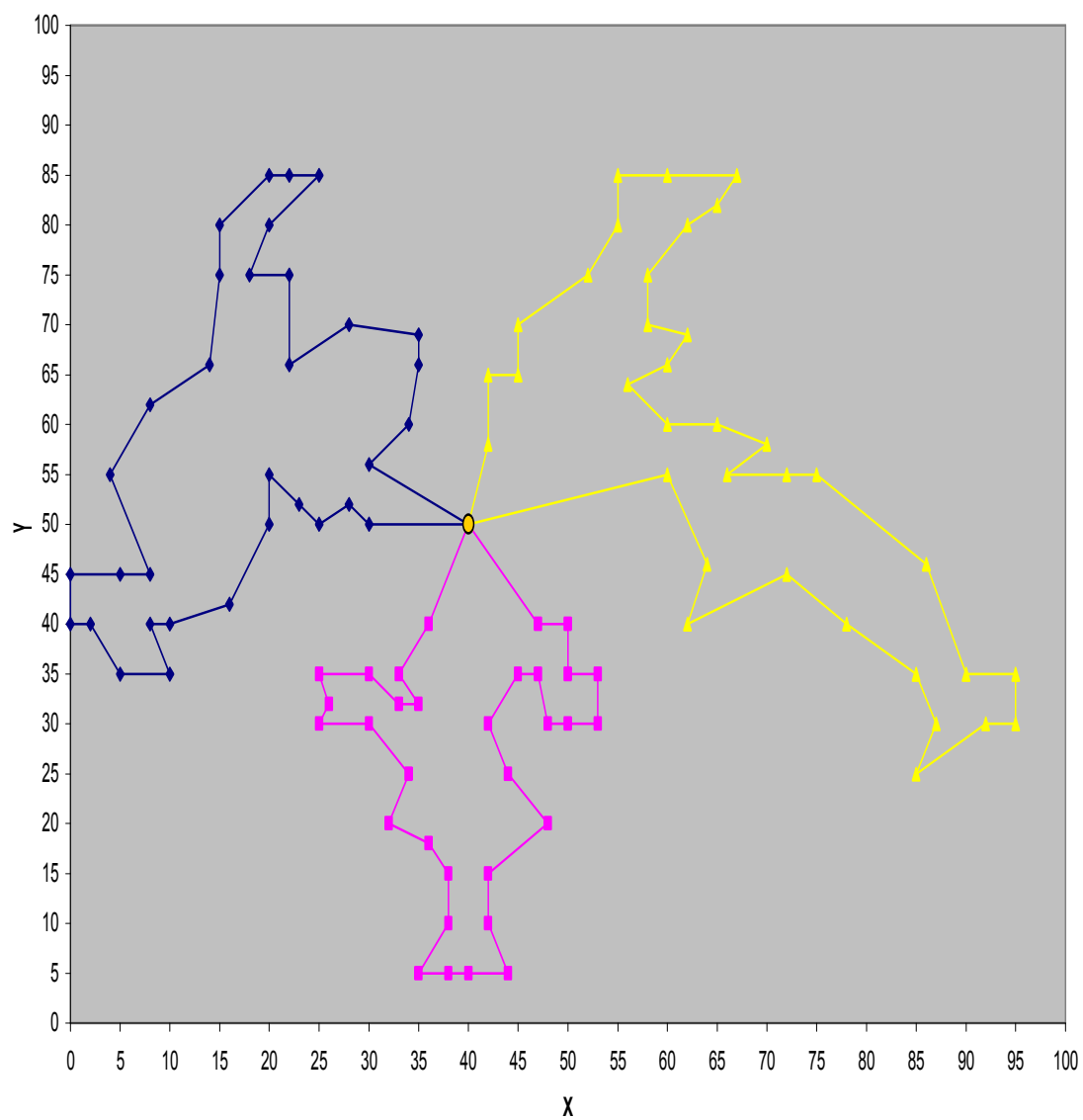
Η δρομολόγηση των 10 οχημάτων δίνεται αναλυτικά στον Πίνακα 3.4.

Πίνακας 3.4: Αναλυτική δρομολόγηση οχημάτων προβλήματος C105.

Όχημα	Δρομολόγηση οχήματος														
1	A	20	24	25	27	29	30	28	26	23	22	21	A		
2	A	5	3	7	8	10	11	9	6	4	2	1	75	A	
3	A	98	96	95	94	92	93	97	100	99	A				
4	A	13	17	18	19	15	16	14	12	A					
5	A	43	42	41	40	44	46	45	48	51	50	52	49	47	A
6	A	32	33	31	35	37	38	39	36	34	A				
7	A	90	87	86	83	82	84	85	88	89	91	A			
8	A	81	78	76	71	70	73	77	79	80	A				
9	A	67	65	63	62	74	72	61	64	68	66	69	A		
10	A	57	55	54	53	56	58	60	59	A					

3.4.2 Αποτελέσματα προβλήματος C203

Η δρομολόγηση των 3 οχημάτων δίνεται γραφικά στο Σχήμα 3.2.



Σχήμα 3.2: Δρομολόγηση οχημάτων προβλήματος C203.

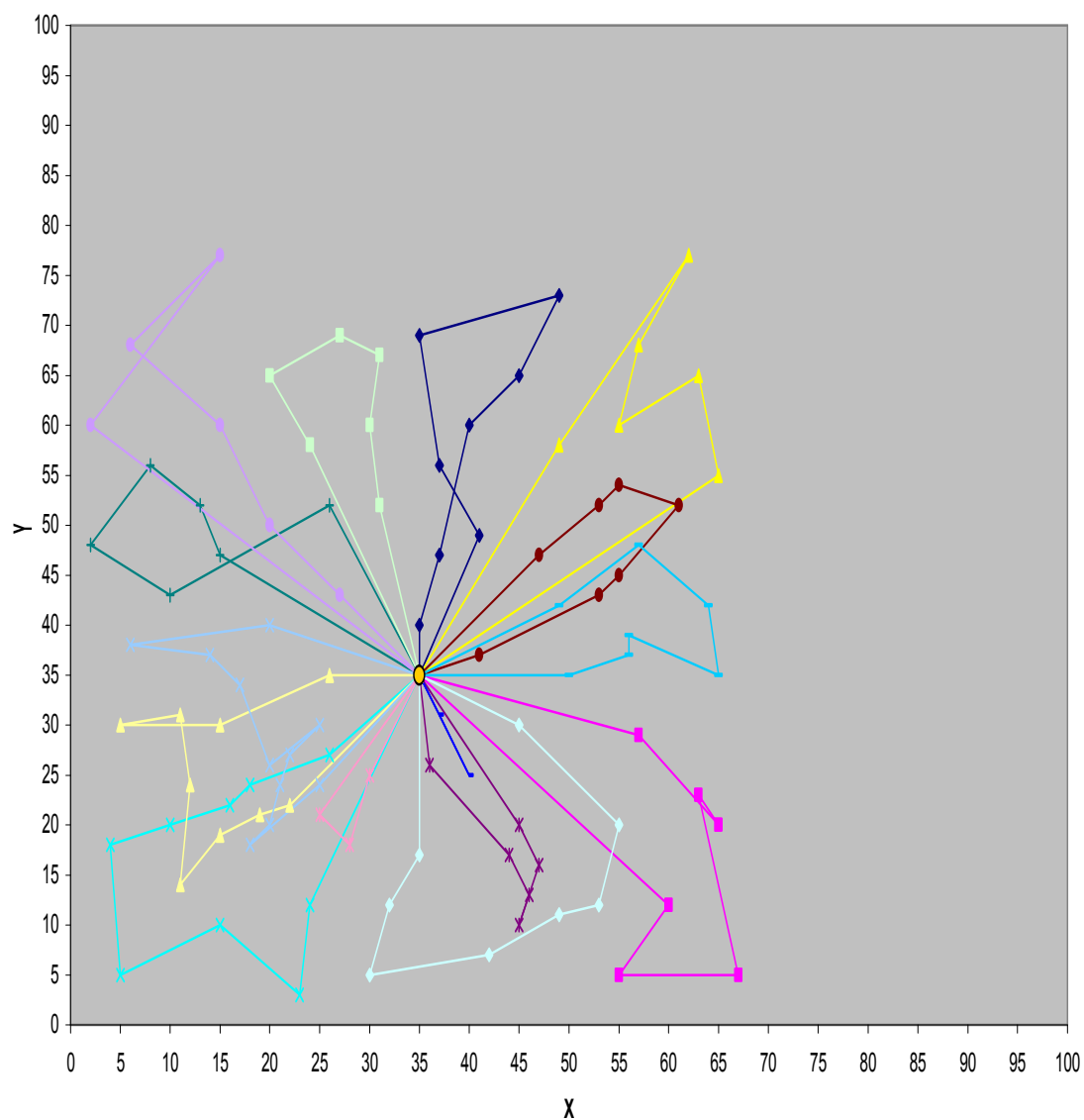
Η δρομολόγηση των 3 οχημάτων δίνεται αναλυτικά στον Πίνακα 3.5.

Πίνακας 3.5: Αναλυτική δρομολόγηση οχημάτων προβλήματος C203.

Όχημα	Δρομολόγηση οχήματος														
1	A	20	22	24	27	30	29	6	32	33	31	35	37	38	39
		36	34	28	26	23	18	19	16	14	12	15	17	13	25
		9	11	10	8	21	A								
2	A	67	63	62	74	72	61	64	66	69	68	65	49	55	54
		53	56	58	60	59	57	40	44	46	45	51	50	52	47
		42	41	43	48	A									
3	A	93	5	75	2	1	99	100	97	92	94	95	98	7	3
		4	89	91	88	84	86	83	82	85	76	71	70	73	80
		79	81	78	77	96	87	90	A						

3.4.3 Αποτελέσματα προβλήματος R103

Η δρομολόγηση των 15 οχημάτων δίνεται γραφικά στο Σχήμα 3.3.



Σχήμα 3.3: Δρομολόγηση οχημάτων προβλήματος R103.

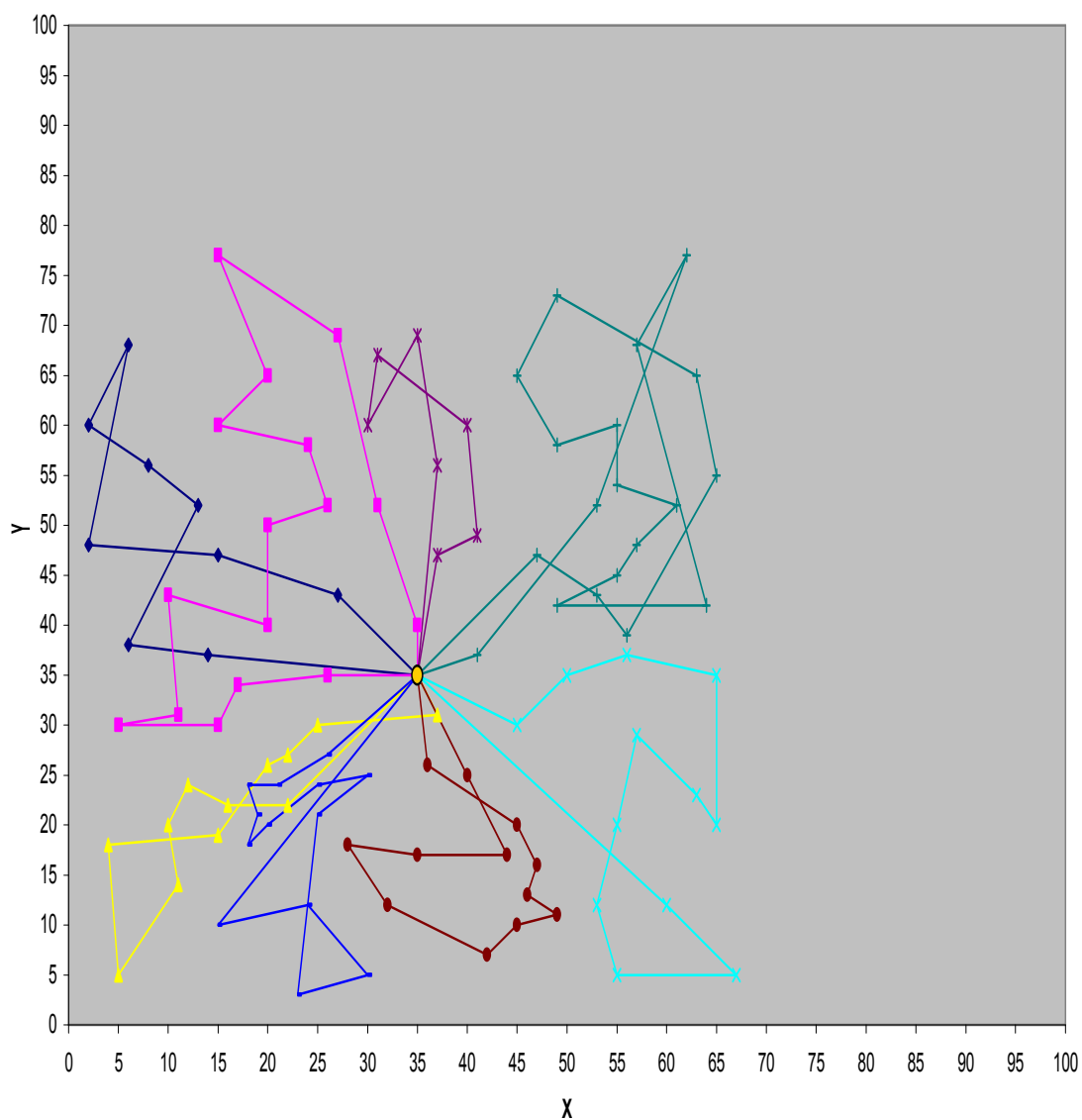
Η δρομολόγηση των 15 οχημάτων δίνεται αναλυτικά στον Πίνακα 3.6.

Πίνακας 3.6: Αναλυτική δρομολόγηση οχημάτων προβλήματος R103.

Όχημα	Δρομολόγηση οχήματος													
1	A	27	69	30	20	66	32	70	1	A				
2	A	39	23	67	55	25	54	A						
3	A	51	65	71	9	35	34	A						
4	A	42	43	14	38	86	16	85	93	94	A			
5	A	21	72	22	74	73	58	A						
6	A	50	33	81	78	3	77	28	A					
7	A	88	8	46	47	48	82	A						
8	A	40	53	A										
9	A	76	79	29	24	68	80	12	A					
10	A	2	57	15	41	75	56	4	26	A				
11	A	62	11	63	90	10	31	A						
12	A	92	98	91	44	61	84	17	5	89	A			
13	A	18	45	83	60	99	6	96	59	37	100	95	A	
14	A	97	87	13	A									
15	A	36	64	49	19	7	52	A						

3.4.4 Αποτελέσματα προβλήματος R202

Η δρομολόγηση των 8 οχημάτων δίνεται γραφικά στο Σχήμα 3.4.



Σχήμα 3.4: Δρομολόγηση οχημάτων προβλήματος R202.

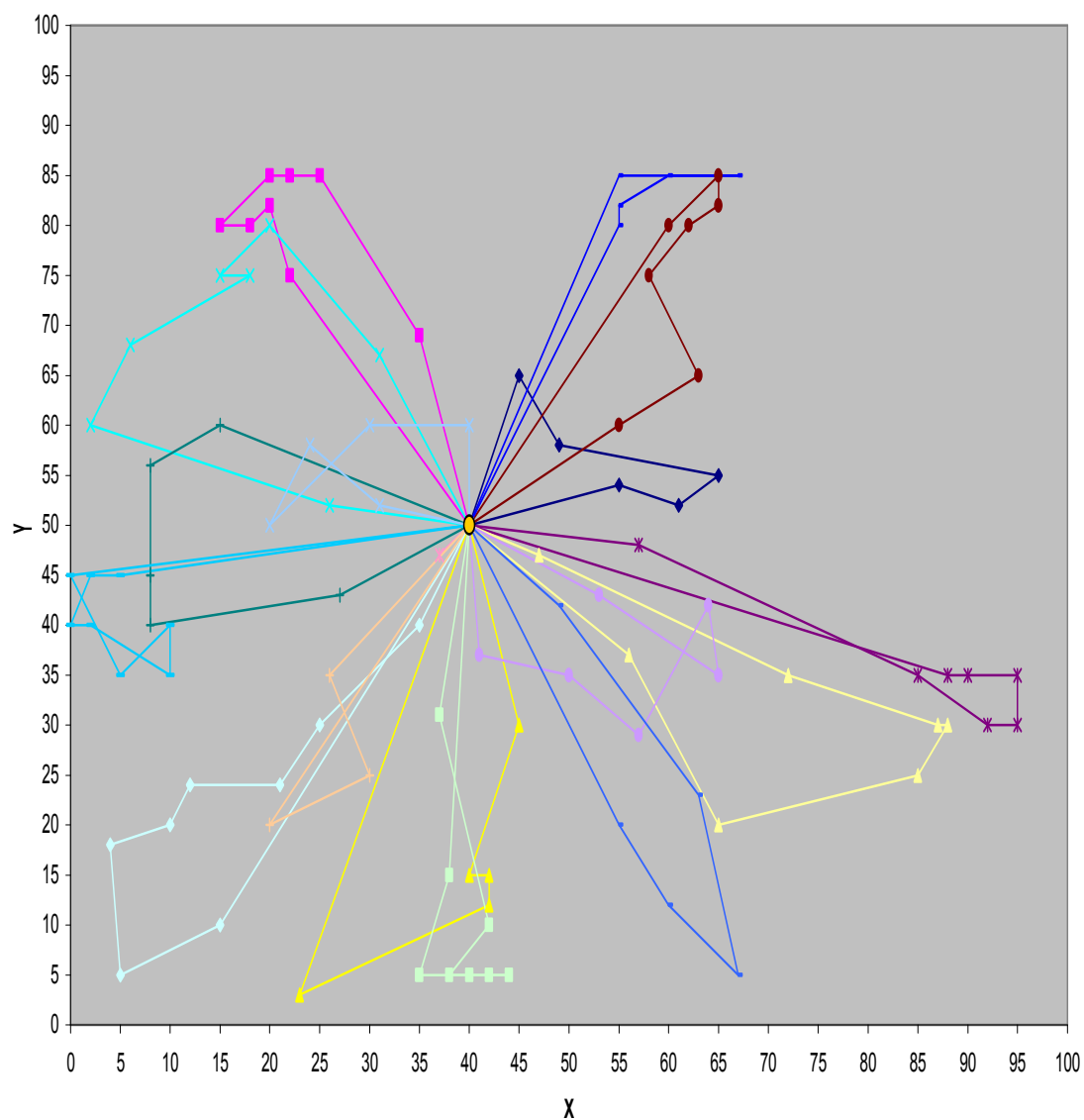
Η δρομολόγηση των 8 οχημάτων δίνεται αναλυτικά στον Πίνακα 3.7.

Πίνακας 3.7: Αναλυτική δρομολόγηση οχημάτων προβλήματος R202.

Όχημα	Δρομολόγηση οχήματος														
1	A	83	45	48	47	36	49	46	82	52	A				
2	A	27	31	63	64	11	19	62	88	7	18	8	84	17	5
		60	89	A											
3	A	92	85	61	16	44	38	86	91	99	96	6	53	A	
4	A	39	67	23	56	4	54	55	25	24	80	12	26	A	
5	A	69	1	30	90	10	32	70	A						
6	A	40	73	2	87	57	41	22	75	74	72	21	58	A	
7	A	28	33	65	71	29	76	3	79	78	81	9	51	20	66
		35	34	68	77	50	A								
8	A	14	42	15	43	97	13	95	37	100	98	93	59	94	A

3.4.5 Αποτελέσματα προβλήματος RC105

Η δρομολόγηση των 17 οχημάτων δίνεται γραφικά στο Σχήμα 3.5.



Σχήμα 3.5: Δρομολόγηση οχημάτων προβλήματος RC105.

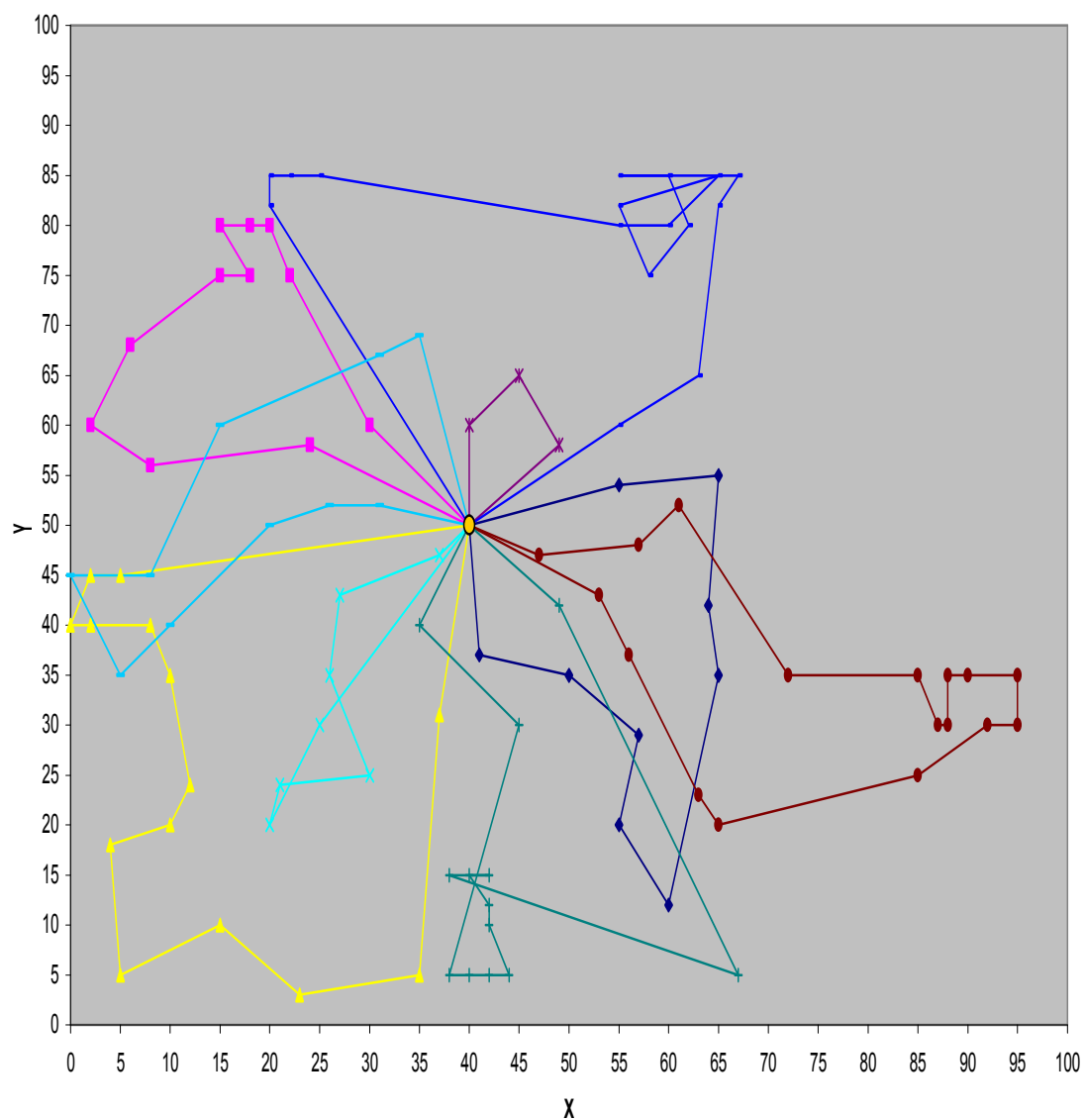
Η δρομολόγηση των 17 οχημάτων δίνεται αναλυτικά στον Πίνακα 3.8.

Πίνακας 3.8: Αναλυτική δρομολόγηση οχημάτων προβλήματος RC105.

Όχημα	Δρομολόγηση οχήματος									
1	A	61	81	71	93	96	A			
2	A	2	45	46	8	5	3	1	70	A
3	A	64	22	20	49	77	A			
4	A	98	73	79	6	7	4	100	A	
5	A	31	29	27	26	28	34	94	A	
6	A	39	36	37	38	41	72	54	A	
7	A	82	11	12	78	60	A			
8	A	42	44	40	35	43	A			
9	A	14	47	16	15	9	10	13	17	A
10	A	65	52	86	87	59	97	75	58	A
11	A	83	19	23	18	48	21	25	24	A
12	A	95	63	33	30	32	50	80	A	
13	A	69	88	53	55	68	A			
14	A	90	A							
15	A	92	62	67	84	56	66	A		
16	A	99	57	74	A					
17	A	51	76	89	85	91	A			

3.4.6 Αποτελέσματα προβλήματος RC202

Η δρομολόγηση των 9 οχημάτων δίνεται γραφικά στο Σχήμα 3.6.



Σχήμα 3.6: Δρομολόγηση οχημάτων προβλήματος RC202.

Η δρομολόγηση των 9 οχημάτων δίνεται αναλυτικά στον Πίνακα 3.9.

Πίνακας 3.9: Αναλυτική δρομολόγηση οχημάτων προβλήματος RC202.

Όχημα	Δρομολόγηση οχήματος												
1	A	96	71	67	62	76	51	84	56	66	A		
2	A	88	78	73	79	7	6	8	46	4	2	55	A
3	A	14	47	16	15	11	9	87	59	97	75	58	77
		25	83	A									
4	A	90	82	99	57	86	74	52	A				
5	A	81	61	68	A								
6	A	92	95	85	63	33	28	26	27	29	31	30	32
		34	50	93	94	80	A						
7	A	65	64	23	21	48	18	19	49	22	20	24	89
		91	A										
8	A	45	5	3	1	42	39	36	44	41	38	40	43
		35	37	72	54	A							
9	A	69	98	53	10	13	17	12	60	100	70	A	

ΣΥΜΠΕΡΑΣΜΑΤΑ

Στην παρούσα μεταπτυχιακή διατριβή παρουσιάσθηκε και επιλύθηκε το πρόβλημα δρομολόγησης οχημάτων με χρονικά παράθυρα μέσω προτεινόμενου Μιμητικού αλγόριθμου ειδικά διαμορφωμένου ώστε να ενσωματωθούν τα ιδιαίτερα χαρακτηριστικά του συγκεκριμένου προβλήματος.

Το πρόβλημα δρομολόγησης οχημάτων με χρονικά παράθυρα αφορά μία εταιρεία διανομής προϊόντων η οποία διαθέτει μία αποθήκη και ένα στόλο οχημάτων περιορισμένης χωρητικότητας τα οποία πρέπει να διανείμουν σε ένα σύνολο πελατών τη ζήτηση που έχει συμφωνηθεί διανύοντας την ελάχιστη δυνατή Ευκλείδεια απόσταση. Η διανομή προϊόντων πρέπει να γίνει εντός συγκεκριμένων χρονικών παραθύρων αλλιώς δεν είναι αποδεκτή η παραλαβή προϊόντων. Τέλος κάθε πελάτης πρέπει να εξυπηρετηθεί μία φορά και από ένα μόνο όχημα.

Ο προτεινόμενος Μιμητικός αλγόριθμος υλοποιήθηκε σε γλώσσα προγραμματισμού C, δοκιμάστηκε στα 56 προβλήματα του Solomon και τα κύρια συμπεράσματα είναι:

1. Ο προτεινόμενος Μιμητικός αλγόριθμος είναι γενικά αρκετά εύρωστος αφού οι λύσεις του σε κάθε πρόβλημα δεν εμφανίζουν μεγάλη απόκλιση μεταξύ τους.
2. Ο προτεινόμενος Μιμητικός αλγόριθμος χρειάζεται κατά μέσο όρο μόλις 4.5 λεπτά για να εντοπίσει το απόλυτο βέλτιστο σε 16 από τα 46 επιλυμένα μέχρι απόλυτου βέλτιστου προβλήματα και στα υπόλοιπα 30 να εντοπίσει εφικτές λύσεις κοντά στο απόλυτο βέλτιστο με κατά μέσο όρο 4.84% μεγαλύτερη διανυθείσα Ευκλείδεια απόσταση και 0.83 περισσότερα οχήματα. Τέλος τα 16 προβλήματα στα οποία ο προτεινόμενος Μιμητικός αλγόριθμος κατάφερε να εντοπίσει το απόλυτο βέλτιστο ανήκουν στην κλάση C.
3. Ο προτεινόμενος Μιμητικός αλγόριθμος εμφανίζει καλύτερες κατά μέσο όρο επιδόσεις στις κατηγορίες R2 και RC2 οι οποίες έχουν σαν βασικά δομικά χαρακτηριστικά τα χαλαρά χρονικά παράθυρα, το μεγάλο χρονικό ορίζοντα προγραμματισμού και οχήματα μεγάλης χωρητικότητας, χαρακτηριστικά που κάνουν χρονοβόρα ή απαγορευτική την επίλυση προβλημάτων αυτών των κατηγοριών μέσω αναλυτικών μεθόδων.

ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΑ

- [1] Cook W., Rich J.L., "A parallel cutting-plane algorithm for the vehicle routing problem with time windows," Technical Report, Computational and Applied Mathematics, Rice University, Houston, Texas, USA, May 1999.
- [2] Dawkins R., "The Selfish Gene," Clarendon Press, Oxford, 1976.
- [3] Δημήτρουλας Δ.Κ., "Ένταξη μονάδων παραγωγής ηλεκτρικής ενέργειας για μεγιστοποίηση του κέρδους με χρήση γενετικών αλγόριθμων," Διπλωματική Διατριβή, Τμήμα Μηχανικών Παραγωγής και Διοίκησης, Πολυτεχνείο Κρήτης, Χανιά, Οκτώβριος 2008.
- [4] Dimitroulas D.K., Georgilakis P.S., "A new memetic algorithm approach for the price based unit commitment problem," Applied Energy, Vol. 88, No. 12, pp. 4687–4699, December 2011.
- [5] Irnich S., Villeneuve D., "The shortest-path problem with resource constraints and k -cycle elimination for $k \geq 3$," INFORMS Journal on Computing, Vol. 18, No. 3, pp. 391–406, 2006.
- [6] Jepsen M., Spoorendonk S., Petersen B., Pisinger D., "A non-robust branch-and-cut-and-price algorithm for the vehicle routing problem with time windows," Technical Report, No. 06/03, ISSN: 0107–8283, Department of Computer Science, University of Copenhagen, Denmark, April 2006.
- [7] Kallehauge B., Larsen J., Madsen O.B.G., "Lagrangian duality applied to the vehicle routing problem with time windows," Computers & Operations Research, Vol. 33, No. 5, pp. 1464–1487, 2006.
- [8] Kohl N., Desrosiers J., Madsen O.B.G., Solomon M.M., Soumis F., "2-path cuts for the vehicle routing problem with time windows," Transportation Science, Vol. 33, No. 1, pp. 101–116, February 1999.
- [9] Moscato P., "On evolution, search, optimization, genetic algorithms and martial arts: Towards memetic algorithms," Technical Report, Report 826, Caltech Concurrent Computation Program, California Institute of Technology, Pasadena, California, USA, 1989.
- [10] Nagata Y., Bräysy O., Dullaert W., "A penalty-based edge assembly memetic algorithm for the vehicle routing problem with time windows," Computers & Operations Research, Vol. 37, pp. 724–737, 2010.
- [11] Repoussis P.P., Tarantilis C.D., Ioannou G., "Arc-guided evolutionary algorithm for the vehicle routing problem with time windows," IEEE Transactions on Evolutionary Computation, Vol. 13, No. 3, pp. 624–647, June 2009.
- [12] Solomon M.M., "Algorithms for the vehicle routing and scheduling problems with time window constraints," Operations Research, Vol. 35, No. 2, pp. 254–265, 1987.
- [13] www.sintef.no/Projectweb/TOP/Problems/VRPTW/Solomon-benchmark/100-customers/