ΠΟΛΥΤΕΧΝΕΙΟ
ΚΡΗΤΗΣ

Διπλωματική Εργασία

Αλγόριθμος Περιορισμένης Αναζήτησης Για Το Πρόβλημα Δρομολόγησης Και Αποθεματοποίησης

Συγγραφέας:
Βασίλης Μαρκουλάκης

Επιβλέπων:
Ιωάννης Μαρινάκης

Σχολή:
Μηχανικών Παραγωγής και Διοίκησης

Περιεχόμενα

Ευχαριστίες

Με την ολοκλήρωση της διπλωματικής μου εργασίας θα ήθελα να εκφράσω τις ευχαριστίες μου σε όσους συνέβαλαν στην υλοποίησή της. Καταρχάς, θα ήθελα να ευχαριστήσω τον επιβλέποντα της εργασίας κ. Μαρινάκη Ιωάννη για τη βοήθεια που μου προσέφερε για την εκπόνηση αυτής της εργασίας. Επίσης, θα ήθελα να ευχαριστήσω την οικογένεια μου για την υποστήριξη που μου παρείχαν όλα αυτά τα χρόνια. Τέλος, ευχαριστώ τον Ανδρέα Καμπιανάκη για τη βοήθεια του στη δημιουργία του περιβάλλοντος διεπαφής της εφαρμογής και τους Γιώργο Ζωγράφο, Γιάννη Σαράντη, Ιάκωβο Μαστρογιαννάκη, Μιχάλη Τζαγκαράκη για τις πολύτιμες συμβουλές τους και την ηθική τους συμπαράσταση.

Περίληψη

Στην παρούσα διπλωματική εργασία επιλύονται τα προβλήματα του Πλανόδιου Πωλητή και της Δρομολόγησης Αποθεμάτων με τον αλγόριθμο της Περιορισμένης Αναζήτησης. Το πρόβλημα του Πλανόδιου Πωλητή αφορά την εύρεση της συντομότερης (σε χρόνο, απόσταση ή άλλο κόστος) διαδρομής για ένα όχημα (ή πωλητή) με αφετηρία κάποιο σημείο, π.χ. ένα κέντρο διανομής, κι επιστροφή στο ίδιο σημείο αφού επισκεφθεί ένα σταθερό αριθμό πελατών, ακριβώς μια φορά τον καθένα. Το πρόβλημα δρομολόγησης αποθεμάτων, αφορά την επαναλαμβανόμενη διανομή ενός απλού προϊόντος από μια απλή εγκατάσταση σε ένα σύνολο από Ν πελάτες μέσα σε ένα χρονικό ορίζοντα μήκους Τ ημερών. Σε αυτή την προσέγγιση, ο πωλητής έχει τον απόλυτο έλεγχο του ανεφοδιασμού των αποθεμάτων των πελατών, και έτσι θα μπορούσαν πολύ εύκολα να ελεγχθούν οι μεταφορές και να μειωθεί το κόστος διανομής. Οι αποφάσεις ανεφοδιασμού των πελατών και δρομολόγησης των οχημάτων λαμβάνονται από τον πωλητή. Η μεθευρετική μέθοδος της περιορισμένης αναζήτησης χρησιμοποιεί έναν ευρετικό αλγόριθμο για να μετακινηθεί από τη μια λύση στην άλλη. Για να ξεφύγει η λύση από το τοπικό ελάχιστο που τυχόν παγιδευτεί, η περιορισμένη αναζήτηση χρησιμοποιεί μνήμη από τις προηγούμενες κινήσεις που έχουν πραγματοποιηθεί. Τέλος, δημιουργήθηκε μια ολοκληρωμένη εφαρμογή σε περιβάλλον MATLAB που επιλύει τι πρόβλημα του Πλανόδιου Πωλητή. Η εφαρμογή αυτή διαθέτει περιβάλλον διεπαφής, που κατασκευάστηκε με τη χρήση του MATLAB GUIDE, και έχοντας ως δεδομένο τις συντεταγμένες των κόμβων υπολογίζει τις αποστάσεις από τους χάρτες της Google (googlemaps).

Κεφάλαιο 1

Εισαγωγή

1.1 Εισαγωγή στην Εφοδιαστική Αλυσίδα

Είναι αδιαμφισβήτητο γεγονός ότι τις τελευταίες δεκαετίες η ανάπτυξη της τεχνολογίας και των επιστημών είναι ραγδαία. Σε επίπεδο επιχειρήσεων κρίνεται αναγκαία η χρήση νέων μέσων και διαδικασιών για τη βελτιστοποίηση της λειτουργίας τους και τη μεγιστοποίηση του κέρδους τους. Ο έντονος ανταγωνισμός στην αγορά και οι υψηλές προσδοκίες των καταναλωτών, ανάγκασε τις επιχειρήσεις να δώσουν ιδιαίτερη έμφαση στην εφοδιαστική αλυσίδα.

Με τον όρο **Εφοδιαστική Αλυσίδα** εννοούμε όχι μόνο τη ροή υλικών από τον προμηθευτή πρώτων υλών ή τον κατασκευαστή μέχρι τον τελικό καταναλωτή, αλλά παράλληλα και τη ροή πληροφοριών μεταξύ των μελών της ίδιας αλυσίδας. Η διαχείρισή της γίνεται σε δύο επίπεδα:

- **Επίπεδο προγραμματισμού:** στο επίπεδο αυτό, αναλύονται τα δεδομένα προμηθειών, αναλώσεων παραγωγής, αποθεματοποίησης και πωλήσεων, γίνονται προβλέψεις και πλάνα πάνω στα οποία βασίζεται ο προγραμματισμός.

- **Επίπεδο εκτέλεσης:** στο στάδιο αυτό εκτελείται το πλάνο που έχει καθοριστεί στο επίπεδο προγραμματισμού και παρακολουθείται η εξέλιξή του βάσει των δεδομένων και πληροφοριών που συλλέγονται από όλο το εύρος της εφοδιαστικής αλυσίδας.

Μια τυπική εφοδιαστική αλυσίδα αποτελείται από προμηθευτές, κατασκευαστικά κέντρα, αποθήκες εμπορευμάτων, κέντρα διανομής, πρώτες ύλες και αποθέματα.Οπότε, για να μειωθούν τα κόστη και να βελτιωθούν τα επίπεδα υπηρεσιών, οι πολιτικές που θα ακολουθηθούν πρέπει να λάβουν υπόψη τις αλληλεπιδράσεις στα παραπάνω επίπεδα της εφοδιαστικής αλυσίδας.

Η ολοκληρωμένη μεθοδολογία της εφοδιαστικής αλυσίδας που ακολουθείται σε κάθε εφαρμογή συμπεριλαμβάνει τα ακόλουθα βήματα:

1. Εντοπισμός του προβλήματος και εφαρμογή μεθόδων ανάλυσης για την οριοθέτηση των συστατικών του ή των παραγόντων που το επηρεάζουν και τον προσδιορισμό των στρατηγικών-επιχειρησιακών στόχων και των περιορισμών που το διέπουν.

2. Μαθηματική (π.χ. γραμμικός-ακέραιος προγραμματισμός ή γραμμές αναμονής) ή συστημική (π.χ. προσομοίωση ή μοντελοποίηση επιχειρησιακών διαδικασιών) προτυποποίηση για την ορθολογιστική απεικόνιση του προβλήματος.

3. Ανάπτυξη (ή επιλογή υπαρχόντων) τεχνικών επίλυσης των προβλημάτων μέσω μαθηματικού προγραμματισμού, ευρετικών αλγορίθμων ή άλλων υπολογιστικών μεθόδων ώστε να είναι δυνατή η σύγκλιση σε μία εφικτή ή / και βέλτιστη λύση.

4. Υλοποίηση των τεχνικών επίλυσης σε κατάλληλη πλατφόρμα που εξαρτάται από την πληροφοριακή υποδομή της αντίστοιχης εταιρείας, την ύπαρξη πακέτων λογισμικού, και τις ανάγκες για αποτελεσματικότητα και ταχύτητα στην εξεύρεση λύσεων.

5. Σχεδιασμός και σύνθεση των υποστηρικτικών πληροφοριακών συστημάτων που ενσωματώνουν τις τεχνικές επίλυσης και επιτρέπουν τη διεπαφή των μάνατζερ που πρέπει να λαμβάνουν τις αποφάσεις και των συστημάτων που περιέχουν τα δεδομένα και τις αλγοριθμικές προσεγγίσεις.

Τα επιχειρησιακά προβλήματα στα οποία εφαρμόζονται οι αρχές της εφοδιαστικής αλυσίδας καλύπτουν μεγάλο φάσμα δραστηριοτήτων των σύγχρονων εταιρειών, π.χ. χρηματοοικονομική διοίκηση, μάρκετινγκ και πωλήσεις, μεταφορές , πληροφορική και ανθρώπινοι πόροι.[2, 1]

Κεφάλαιο 2

Θεωρητικό Υπόβαθρο

2.1 Το πρόβλημα του Πλανόδιου Πωλητή (Travelling Salesman Problem - TSP)

Το πρόβλημα του πλανόδιου πωλητή αφορά την εύρεση της συντομότερης (σε χρόνο, απόσταση ή άλλο κόστος) διαδρομής για ένα όχημα (ή πωλητή) με αφετηρία κάποιο σημείο, π.χ. ένα κέντρο διανομής, κι επιστροφή στο ίδιο σημείο αφού επισκεφθεί ένα σταθερό αριθμό πελατών, ακριβώς μια φορά τον καθένα. Για τη δημιουργία του μαθηματικού μοντέλου, οι κόμβοι θεωρούνται ότι ανήκουν σε ένα μη-διατεταγμένο γράφημα που είναι πλήρες. Έστω $i = 2, \ldots, n$ οι κόμβοι των πελατών και $i = 1$ ο κόμβος αφετηρίας. Από την υπόθεση, κάθε μη-διατεταγμένο ζεύγος $\{i, j\}$ με $i \neq j, i = 1, \ldots, n, j = 1, \ldots, n,$ αντιστοιχεί σε ένα σύνδεσμο ή ακμή του γραφήματος. Σε κάθε τέτοιο σύνδεσμο αντιστοιχίζουμε ένα σταθμό c_{ij} που είναι ίσο με το κόστος της διαδρομής του οχήματος από το i στο j ή αντίστροφα. Επειδή ένας τέτοιος σύνδεσμος δεν αντιστοιχεί πάντοτε σε κάποιο φυσικό τμήμα δρόμου γίνεται η υπόθεση ότι τα σταθμά έχουν υπολογισθεί έτσι ώστε ν' αντιστοιχούν στην διαδρομή ελαχίστου κόστους μεταξύ των δύο κόμβων, οπότε ικανοποιούν τις δύο συνθήκες :

1. Συμμετρία: $c_{ij} = c_{ji},\ i \neq j,\ i = 1, ..., n,\ j = 1, ..., n$

2. Τριγωνική ανισότητα: $c_{ij} \leq c_{ik} + c_{kj},\ i \neq j \neq k,\ i = 1, ..., n,\ j = 1, ..., n,\ k = 1, ..., n.$

οι οποίες υπό αυτές τις συνθήκες είναι φυσιολογικές, καθώς η μεν πρώτη απεξαρτεί το κόστος του απευθείας ταξιδιού μεταξύ i και j από την κατεύθυνση, ενώ η δεύτερη διατυπώνει ότι ο συντομότερος δρόμος μεταξύ δύο σημείων είναι απευθείας.

Αν ορίσουμε τις δυαδικές μεταβλητές

$$x_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{εάν το όχημα κάνει χρήση του συνδέσμου}\{i, j\} \\ 0, & \text{αλλιώς}\ \forall i,\ \forall j,\ i \neq j \end{cases}$$

τότε το πρότυπο διαμορφώνεται ως εξής:

$$\min \quad \sum_{i=1}^{n} \sum_{\substack{j=1 \\ i \neq j}}^{n} c_{ij} x_{ij} \tag{2.1}$$

$$\text{υπό} \quad \sum_{j=1}^{n} x_{ij} = 2,\ i = 1, ..., n \tag{2.2}$$

$$\sum_{i \in \mathcal{C}} \sum_{j \in \bar{\mathcal{C}}} x_{ij} \geq 1,\ \forall \mathcal{C} \subset \{1, ..., n\},\ \mathcal{C} \neq \emptyset \tag{2.3}$$

$$x_{ij} \in \{0, 1\},\ \forall i,\ \forall j,\ i \neq j \tag{2.4}$$

Οι περιορισμοί (2.2) επιβάλλουν στην λύση να έχει δύο συνδέσμους σε κάθε κόμβο, έτσι ώστε το όχημα να εισέλθει κατά μήκος του ενός και να εξέλθει κατά μήκος του άλλου ενώ οι περιορισμοί (2.3) αποβλέπουν στην εξάλειψη κυκλικών διαδρομών (υποκύκλων) που δεν διέρχονται απ' όλους τους κόμβους απαιτώντας από κάθε εν δυνάμει υπόκυκλο, που αντιπροσωπεύεται από ένα κατάλληλο μη- κενό υποσύνολο $\mathcal{C}$ των κόμβων, να διαθέτει στη λύση τουλάχιστον ένα σύνδεσμο που οδηγεί στο συμπληρωματικό του υποσύνολο $\bar{\mathcal{C}} = \{1, ..., n\} \backslash \mathcal{C}$.

Όταν η φορά του οχήματος, εάν δηλαδή κινείται από το i στο j ή από το j στο i, παίζει ρόλο, τότε το γράφημα αποτελείται από τόξα που αντιστοιχούν στα διατεταγμένα ζεύγη (i, j) και (j, i) αντίστοιχα και ως τέτοια $(i, j) \not\equiv (j, i)$. Υπό αυτές τις συνθήκες η συνθήκη συμμετρίας δεν ισχύει οπότε $cij \neq cji$ τουλάχιστον για κάποια i και j. Το μαθηματικό πρότυπο σε αυτήν την περίπτωση διαμορφώνεται από το (2.1)-(2.4), αντικαθιστώντας όμως τον περιορισμό (2.2)) με δύο νέους περιορισμούς:

$$\sum_{j=1}^{n} x_{ij} = 1,\ i = 1, ..., n \tag{2.5}$$

$$\sum_{i=1}^{n} x_{ij} = 1,\ j = 1, ..., n, \tag{2.6}$$

όπου ο μεν πρώτος εγγυάται ότι το όχημα εξέρχεται από τον κόμβο i χρησιμοποιώντας ένα ακριβώς τόξο προς κάποιον άλλο κόμβο j, ενώ ο δεύτερος εγγυάται ότι το όχημα εισέρχεται στον κόμβο j χρησιμοποιώντας ένα ακριβώς τόξο από κάποιον άλλο κόμβο i.

Αμφότερα τα πρότυπα έχουν ένα μειονέκτημα: ο αριθμός των περιορισμών (2.3) αυξάνει εκρηκτικά με τον αριθμό κόμβων. Υπάρχει η δυνατότητα διατύπωσης προτύπου με περιορισμένο αριθμό περιορισμών. Για τον λόγο αυτό θα θεωρείται ότι στην αφετηρία παράγεται μια μονάδα κάποιου αγαθού για κάθε πελάτη και ότι τα αγαθά αυτά δεν αναμειγνύονται. Επιπρόσθετα θα δημιουργηθεί ένας ακόμα πελάτης $n_o = n + 1$ δημιουργώντας ένα αντίγραφο της αφετηρίας (μαζί με τα τόξα που της ανήκουν). Έτσι για κάθε τόξο (i, j) ορίζονται οι μεταβλητές y_{ij}^k που αναφέρουν την ποσότητα (από τη μία μονάδα) που διακινείται στο τόξο με προορισμό τον πελάτη $k,\ k = 2, ..., n$. Το πρότυπο δύναται τότε να διατυπωθεί ως ακολούθως:

$$\min \quad \sum_{i=1}^{n_o} \sum_{\substack{j=1 \\ i \neq j}}^{n_o} c_{ij} x_{ij} \tag{2.7}$$

$$\text{υπό} \quad \sum_{j=1}^{n_o} x_{ij} = 1,\ i = 1, ..., n \tag{2.8}$$

$$\sum_{i=1}^{n} x_{ij} = 1,\ j = 2, ..., n_o \tag{2.9}$$

$$\sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{n_o} y_{ij}^k - \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{n_o} y_{ij}^k = \begin{cases} 1,\ \text{εάν} i = 1 \\ -1,\ \text{εάν} i = k \\ 0,\ \text{αλλιώς} \end{cases} ,\forall i,\ \forall k \tag{2.10}$$

$$y_{ij}^k \leq x_{ij},\ \forall i,\ \forall j,\ i \neq j,\ \forall \tag{2.11}$$

$$y_{ij}^k \geq 0,\ \forall i,\ \forall j,\ i \neq j,\ \forall k \tag{2.12}$$

$$x_{ij} \in \{0, 1\},\ \forall i,\ \forall j,\ i \neq j \tag{2.13}$$

Η αντικειμενική συνάρτηση (2.7) και οι περιορισμοί (2.8) - (2.9) και (2.13) παραμένουν οι ίδιοι με πριν. Οι περιορισμοί (2.10) είναι οι γνωστές εξισώσεις ισορροπίας της ροής και εγγυώνται ότι η μία μονάδα από το σημείο αφετηρίας με προορισμό τον πελάτη k αφικνείται στον προορισμό της χωρίς ν' απορροφηθεί από ενδιάμεσους κόμβους i. Οι περιορισμοί αυτοί διατυπώνονται για κάθε κόμβο i και κάθε πελάτη k στην μορφή εκροή από τον κόμβο i — εισροή στον κόμβο i. Τέλος οι περιορισμοί (2.11) εγγυώνται ότι το αγαθό με προορισμό τον πελάτη k κινείται μόνον σε τόξα για τα οποία $x_{ij} = 1$, δηλαδή αυτά που έχουν επιλεγεί για την βέλτιστη λύση.

Στο πρότυπο αυτό κάθε εφικτή λύση έχει αναγκαστικά, όπως το επιβάλλουν οι περιορισμοί (2.8) και (2.9), ένα τόξο εισόδου και ένα τόξο εξόδου για κάθε έναν από τους κόμβους με εξαίρεση τον κόμβο αφετηρίας 1 όπου ζητούμε μόνον ένα τόξο εξόδου και το αντίγραφο του n_o όπου απαιτούμε μόνον ένα τόξο εισόδου. Οι περιορισμοί ροών απαιτούν την επιλογή αυτών των τόξων με τέτοιο τρόπο ώστε να υπάρχει δυνατότητα για κάθε αγαθό να αφιχθεί στον προορισμό του και άρα πρέπει η εφικτή λύση να προδιαγράφει μία πλήρη διαδρομή από την αφετηρία σε κάθε πελάτη συμπεριλαμβανομένου και του n_o. Για την ικανοποίηση αυτής της απαίτησης αρκούν $n - 1$ τόξα για την δημιουργία μιας διαδρομής που από την αφετηρία εξυπηρετεί όλους τους $n - 1$ πελάτες. Η ελαχιστοποίηση της αντικειμενικής συνάρτησης, και εφόσον όλα τα c_{ij} είναι θετικά, δεν πρόκειται να επιτρέψει την χρήση περισσοτέρων τόξων. Άρα η βέλτιστη λύση θα αποτελείται από n τόξα τα οποία, εάν συμπτύξουμε την αφετηρία και το αντίγραφό της, θα μας δώσουν τον ζητούμενο κύκλο του πλανόδιου πωλητή. [2]

2.2 Το πρόβλημα Δρομολόγησης Οχημάτων (Vehicle Routing Problem - VRP)

2.2.1 Εισαγωγή στο VRP

Το Πρόβλημα Δρομολόγησης Οχημάτων (VRP) αποτελεί ένα από τα σημαντικότερα και πιο μελετημένα προβλήματα διανομής της συνδυαστικής βελτιστοποίησης και σε μερικές περιπτώσεις σχετίζεται με το Πρόβλημα του Πλανόδιου Πωλητή (TSP). Για το πρόβλημα δρομολόγησης οχημάτων (VRP), ένας στόλος οχημάτων είναι διαθέσιμος στο κέντρο διανομής. Αυτά τα οχήματα πρέπει να επισκεφτούν πολλά σημεία παράδοσης, ενώ συγχρόνως πρέπει να ικανοποιούν τους περιορισμούς χρόνου και χωρητικότητας. Για την επίλυση του προβλήματος είναι απαραίτητη η γνώση των παρακάτω πληροφοριών:

- Το μέγεθος του στόλου των οχημάτων που χρησιμοποιείται από την εταιρεία.
- Ο αριθμός των οδηγών.
- Ο αριθμός των διαδρομών που πραγματοποιούνται καθημερινά και ο μέσος αριθμός στάσεων ανά διαδρομή.
- Οι διαδρομές εντός κι εκτός πόλεως.
- Το συνολικό ετήσιο κόστος των δραστηριοτήτων διανομής.
- Το κόστος των πληρωμάτων.
- Οι μελλοντικές απαιτήσεις και προβλέψεις στον τομέα ενδεχόμενων βλαβών.
- Η τρέχουσα υπολογιστική δύναμη της εταιρείας για τη δυνατότητα υποστήριξης του δικτύου διανομής.
- Ο συνδυασμός δρομολογίων με άλλες δραστηριότητες.

Εκτός των παραπάνω πληροφοριών που αφορούν τα γενικά χαρακτηριστικά του συστήματος διανομής της εταιρείας, πρέπει να ληφθούν υπόψη και αυτά των πελατών:

- Το σημείο του γραφήματος διανομής (road graph) στο οποίο βρίσκεται ο πελάτης.
- Η ποσότητα των αγαθών (demand), ενδεχομένως διαφορετικού είδους, τα οποία πρέπει είτε να παραδοθούν είτε να συλλεχθούν από τον πελάτη.

- Τα χρονικά διαστήματα (time windows) κατά τη διάρκεια της ημέρας στις οποίες ο πελάτης μπορεί να εξυπηρετηθεί (όπως για παράδειγμα εξαιτίας συγκεκριμένων περιόδων κατά τις οποίες η εταιρεία του πελάτη λειτουργεί ή η τοποθεσία του είναι προσπελάσιμη βάσει συγκοινωνιακών περιορισμών).
- Ο χρόνος που απαιτείται για την παράδοση ή τη συλλογή των προϊόντων από τον πελάτη (unloading or loading times), πιθανότατα εξαρτώμενος από το είδος του οχήματος.
- Το είδος του οχήματος που μπορεί να χρησιμοποιηθεί από το στόλο της εταιρείας για την εξυπηρέτηση κάποιου πελάτη (όπως για παράδειγμα εξαιτίας περιορισμών πρόσβασης ή ειδικών απαιτήσεων στη φόρτωση και εκφόρτωση των προϊόντων).

Οι διαδρομές που εφαρμόζονται για να εξυπηρετηθούν κάποιοι πελάτες ξεκινούν και καταλήγουν σε μία ή περισσότερες αποθήκες, οι οποίες αντιστοιχούν σε συγκεκριμένους κόμβους του δικτύου. Κάθε αποθήκη χαρακτηρίζεται από τον αριθμό και από το πλήθος των οχημάτων που βρίσκονται σε αυτή και από τη συνολική ποσότητα προϊόντων που μπορούν να χειριστούν. Τυπικά χαρακτηριστικά των οχημάτων είναι τα ακόλουθα:

- Από ποια αποθήκη προέρχονται και αν υπάρχει πιθανότητα να τερματίσουν την διαδρομή τους σε άλλη αποθήκη από εκείνη από την οποία ξεκίνησαν.
- Η χωρητικότητα του οχήματος εκφρασμένη στο μέγιστο βάρος ή όγκο ή αριθμό πελατών που μπορεί να φορτωθεί στο όχημα.
- Αν τα οχήματα έχουν ένα τμήμα ή όχι και αν όχι πως θα φορτωθεί το κάθε τμήμα του οχήματος.
- Η πιθανή υποδιαίρεση των οχημάτων σε ομάδες, κάθε μία από τις οποίες χαρακτηρίζεται από τη χωρητικότητα και από το είδος των προϊόντων που μπορεί να μεταφέρει.
- Αν υπάρχουν διαθέσιμα μηχανήματα για την φόρτωση και την εκφόρτωση των οχημάτων.
- Το σύνολο των δρόμων που είναι προσπελάσιμοι από το όχημα.
- Το κόστος που συσχετίζεται με την λειτουργία του κάθε οχήματος.

Οι οδηγοί που χρησιμοποιούν τα οχήματα πρέπει να ικανοποιούν και αυτοί ένα πλήθος από περιορισμούς, όπως κανόνες που έχει θεσπίσει το συνδικάτο (ώρες που πρέπει να δουλεύουν κάθε μέρα, χρονικές περίοδοι της ημέρας που θα πρέπει να κάνουν διάλειμμα, αν δικαιούνται και πως θα πληρώνονται τις υπερωρίες). Ενδεικτικά αναφέρονται τα εξής:

- Οκτώ ώρες ύπνου την ημέρα υποχρεωτικά.
- Όχι περισσότερες από δέκα ώρες συνεχόμενης οδήγησης.
- Όχι περισσότερες από έξι ημέρες οδήγησης εβδομαδιαίως.
- Όχι περισσότερες από δεκαπέντε ώρες οδήγησης ημερησίως.

Οι διαδρομές θα πρέπει να ικανοποιούν ένα αριθμό από περιορισμούς που εξαρτώνται από την φύση των μεταφερόμενων αγαθών, από την ποιότητα του επιπέδου εξυπηρέτησης, και από διάφορα χαρακτηριστικά των οχημάτων και των πελατών. Μερικοί από τους βασικούς περιορισμούς που χρησιμοποιούνται είναι :

- Σε κάθε ξεχωριστή διαδρομή η ποσότητα που μεταφέρει το όχημα δεν μπορεί να ξεπερνάει την χωρητικότητά του.
- Μπορεί να υπάρχουν πελάτες που να ζητούν μόνο διανομή προϊόντων, άλλοι που να ζητάνε μόνο παραλαβή από αυτούς διαφόρων προϊόντων, ενώ άλλοι θα μπορούν να ζητάνε και τα δύο.
- Μια παραλλαγή του παραπάνω προβλήματος, είναι οι πελάτες που θέλουν να προμηθευτούν προϊόντα να εξυπηρετηθούν πρώτα, ενώ οι υπόλοιποι να εξυπηρετηθούν στη συνέχεια.
- Πελάτες μπορεί να θέλουν να εξυπηρετηθούν μόνο σε κάποια συγκεκριμένη χρονική περίοδο.
- Οι οδηγοί μπορεί να δουλεύουν μόνο κάποια συγκεκριμένη χρονική περίοδο.
- Τα οχήματα μπορεί να μεταφέρουν παραπάνω από ένα προϊόντα.

Το δίκτυο των διαδρομών που χρησιμοποιείται για τη μεταφορά των αγαθών περιγράφεται γενικά μέσω ενός γραφήματος του οποίου τα τόξα (arcs) αντιστοιχούν σε τμήματα δρόμου και οι κόμβοι (vertices) στις τοποθεσίες των πελατών. Τα τόξα μπορεί να είναι μονής ή διπλής κατεύθυνσης, αναλόγως του αν μπορούν να διασχιστούν μόνο προς μία κατεύθυνση (που μπορεί να οφείλεται στους ισχύοντες κυκλοφοριακούς περιορισμούς) ή όχι. Κάθε τόξο σχετίζεται με ένα κόστος το οποίο αντιστοιχεί στο μήκος του και το χρόνο που απαιτείται για να διασχίσει κάποιο όχημα. Ο χρόνος βέβαια, εξαρτάται από το είδος του οχήματος ή την χρονική περίοδο κατά την οποία πραγματοποιείται η διέλευση.

Η εκτίμηση του συνολικού κόστους των διαδρομών και ο έλεγχος των περιορισμών που προκύπτουν σε αυτές απαιτεί τη γνώση του κόστους (travel cost) και του χρόνου (travel time) που απαιτείται για να διανυθεί η απόσταση μεταξύ ενός ζεύγους πελατών ή μεταξύ πελάτη και αποθήκης. Το τελικό γράφημα των διαδρομών είναι συνήθως πολύ αραιό αλλά γενικά μετασχηματίζεται σε ένα πλήρες γράφημα (complete graph) του οποίου οι κόμβοι είναι οι τοποθεσίες που αντιστοιχούν στους πελάτες και στις αποθήκες. Για κάθε ζεύγος κόμβων i και j του πλήρους γραφήματος σχηματίζεται ένα τόξο (i, j) του οποίου το κόστος c_{ij} αντιστοιχεί στο κόστος της συντομότερης διαδρομής που ξεκινά από τον κόμβο i και καταλήγει στον κόμβο j του γραφήματος του οδικού δικτύου. Αντίστοιχα ο χρόνος t_{ij} που σχετίζεται με το τόξο (i, j) του πλήρους γραφήματος υπολογίζεται από το άθροισμα των χρόνων των τόξων που ανήκουν στη συντομότερη διαδρομή από τον κόμβο i στον j στο γράφημα του οδικού δικτύου.

Οι στόχοι που τίθενται στην περίπτωση επίλυσης των προβλημάτων δρομολόγησης οχημάτων είναι οι ακόλουθοι:

- Η ελαχιστοποίηση του συνολικού κόστους μεταφοράς των προϊόντων, το οποίο εξαρτάται από τη συνολική διανυθείσα απόσταση ή από το συνολικό χρόνο που απαιτείται για τη μεταφορά των προϊόντων και του παγίου κόστους το οποίο σχετίζεται με τον αριθμό των οχημάτων και των οδηγών που θα χρησιμοποιηθούν για τη μοντελοποίηση του προβλήματος.
- Η ελαχιστοποίηση του αριθμού των οχημάτων ή των οδηγών που απαιτούνται για την εξυπηρέτηση όλων των πελατών.
- Η ισορροπία μεταξύ των διαδρομών που θα προκύψουν στο τελικό μοντέλο σχετικά με τις ώρες που απαιτούνται για να διανυθούν αυτές ή μεταξύ των φορτίων που αντιστοιχούν σε κάθε διαδρομή.
- Η ελαχιστοποίηση των ποινών που αφορούν μερική ικανοποίηση των πελατών.

Μπορούμε να χρησιμοποιήσουμε οποιοδήποτε συνδυασμό των παραπάνω στόχων, στον οποίο η σημαντικότητα του καθενός στόχου ορίζεται με τη χρήση βαρών. [2]

2.2.2 Μαθηματική Μοντελοποίηση

Το απλό VRP είναι ένα πρόβλημα ακέραιου προγραμματισμού. Έστω οι κόμβοι $i = 1, 2, ...n$ αντιπροσωπεύουν τους πελάτες και με $i = 1$ συμβολίζεται η αποθήκη.Κάθε πελάτης i έχει ζήτηση d_i ποσότητα προϊόντων (η ζήτηση του κόμβου 1,δηλαδή της αποθήκης είναι $d_1 = 0$) και το κόστος μετάβασης από τον πελάτη i στον j ορίζεται ως c_{ij}. Η εταιρεία διαθέτει K οχήματα για τις μεταφορές,ενώ η χωρητικότητα κάθε οχήματος συμβολίζεται με Q. Ζητείται να ελαχιστοποιηθεί η παρακάτω συνάρτηση:

$$\min \quad \sum_{k=1}^{K} \sum_{i=1}^{n} \sum_{j=1}^{n} c_{ij} x_{ijk} \tag{2.14}$$

$$\text{υπό} \quad \sum_{k=1}^{K} \sum_{j=1}^{n} x_{1jk} = K \tag{2.15}$$

$$\sum_{i=1}^{n} \sum_{j=1}^{n} d_i x_{ijk}, \leq Q, \quad \forall k \in \{1, ..., K\} \tag{2.16}$$

$$\sum_{k=1}^{K} \sum_{i=1}^{n} x_{ijk} = 1, \quad \forall j \in \{2, ...n\} \tag{2.17}$$

$$\sum_{j=1}^{n} x_{ijk} - \sum_{j=1}^{n} x_{ijk} = 0, \quad \forall i \in \{1, ..., n\}, \, \forall k \in \{1, ..., K\} \tag{2.18}$$

$$\sum_{i,j \in \mathcal{S}} x_{ijk} \leq |\mathcal{S}| - 1, \quad \forall k \in \{1, ..., K\}, \, \forall \mathcal{S} \subseteq \{2, ..., n\} \tag{2.19}$$

$$x_{ijk} \in \{0, 1\}, \quad \forall k \in \{1, ..., K\}, \, \forall i \in \{1, ..., n\}, \, \forall j \in \{1, ..., n\} \tag{2.20}$$

$$x_{ijk} = \begin{cases} 1, & \text{εάν το όχημα k πάει στον κόμβο j αμέσως μετά τον κόμβο i} \\ 0, & \text{αλλιώς} \end{cases}$$

Ο περιορισμός (2.15) εκφράζει ότι από την αποθήκη φεύγουν K οχήματα.Τα οχήματα έχουν χωρητικότητα ίση με Q,σύμφωνα με τον περιορισμό (2.16).Οι περιορισμοί (2.17) και (2.18) εξασφαλίζουν ότι ο κάθε κόμβος επισκέπτεται μία μόνο φορά και ότι το όχημα που εισέρχεται σε ένα κόμβο είναι το ίδιο με εκείνο που εξέρχεται από αυτόν.Ο περιορισμός (2.19) αφαιρεί κάθε φορά μια διαδρομή που ολοκληρώνεται.Τέλος,ο περιορισμός (2.20) δείχνει ότι όλες οι μεταβλητές απόφασεις είναι δυαδικές. [3, 8]

2.3 Το πρόβλημα Δρομολόγησης Αποθεμάτων (Inventory Routing Problem-IRP)

2.3.1 Εισαγωγή στο IRP

Τα τελευταία χρόνια ο ρόλος της εφοδιαστικής διαχείρισης έχει αλλάξει. Πολλές επιχειρήσεις αντιλαμβάνονται ότι η αξία ενός πελάτη μπορεί, εν μέρει, να δημιουργηθεί μέσω αυτής. Συγκεκριμένα, δημιουργείται μέσα από τη διαθεσιμότητα του προϊόντος, τα χρονικά όρια που θέτονται και τη συνέπεια της παράδοσης, την ευκολία των παραγγελιών καθώς και άλλων στοιχείων της εφοδιαστικής διαχείρισης.

Το Πρόβλημα Δρομολόγησης Αποθεμάτων (IRP) συνήθως προκύπτει όταν οι καταναλωτές στηρίζονται σε ένα κεντρικό προμηθευτή για να τους παρέχει προϊόντα σε επαναλαμβανόμενη βάση. Για τον κεντρικό προμηθευτή, το πρόβλημα αυτό περιλαμβάνει την καθημερινή προδιαγραφή μιας ακολουθίας θέσεων που πρέπει να επισκεφτεί, από ένα στόλο οχημάτων, ώστε να παραδώσει τα αγαθά. Το Πρόβλημα Δρομολόγησης Αποθεμάτων αντιμετωπίζει το ζήτημα του συντονισμού των πολιτικών ανεφοδιασμού προϊόντων και των σχεδίων διανομής κατά τρόπο οικονομικά αποδοτικό.[6]

Ουσιαστικά,το Πρόβλημα Δρομολόγησης Αποθεμάτων (IRP) είναι μια εμπλουτισμένη εκδοχή του Προβλήματος Δρομολόγησης Οχημάτων (VRP) που περιέχει και την αποθεματοποίηση. Το πρόβλημα αυτό, πραγματεύεται την επαναλαμβανόμενη διανομή ενός μόνο προϊόντος, από μία αποθήκη, σε ένα σύνολο n πελατών, για ένα δεδομένο χρονικό ορίζοντα T. Οι πελάτες καταναλώνουν το προϊόν με δεδομένο ρυθμό d και έχουν τη δυνατότητα να διατηρούν δικά τους αποθέματα του προϊόντος μέχρι ένα μέγιστο D. Ένας στόλος από K όμοια οχήματα με χωρητικότητα Q, είναι διαθέσιμος για την διανομή των προϊόντων. Ο σκοπός είναι να καθορισθεί το δρομολόγιο με τέτοιο τρόπο ώστε να ελαχιστοποιείται το κόστος αποθεματοποίησης και το κόστος δρομολόγησης, χωρίς να δημιουργεί έλλειμμα αποθεμάτων σε κάποιο πελάτη. Για το λόγο αυτό, οι βασικές αποφάσεις που πρέπει να παρθούν είναι οι παρακάτω [2] :

- Πότε θα εξυπηρετηθεί ένας πελάτης.
- Πόση ποσότητα πρέπει να διανεμηθεί στον πελάτη ανά μονάδα χρόνου.
- Ποιες διαδρομές θα πρέπει να ακολουθηθούν.

2.3.2 Μαθηματικό μοντέλο του προβλήματος IRP

Η μοντελοποίηση του προβλήματος μπορεί να περιγραφεί με όρους θεωρίας γραφημάτων ως ακολούθως. Έστω ότι έχουμε ένα πλήρες γράφημα $G = (V, A)$, όπου $V = \{0, 1, ..., n\}$ είναι το σύνολο των κόμβων και $A = \{(i, j) : i, j \in V, i \neq j\}$ είναι το σύνολο των τόξων που συνδέουν τους κόμβους μεταξύ τους. Ο κόμβος 1 αντιστοιχεί στην αποθήκη και οι υπόλοιποι κόμβοι αντιστοιχούν στους πελάτες.

Η αποθήκη λειτουργεί σαν χώρος στάθμευσης και ανεφοδιασμού για τα οχήματα. Κόστος φόρτωσης ή εκφόρτωσης των οχημάτων και κόστος αποθεματοποίησης στην αποθήκη δεν λαμβάνεται υπόψη. Κάθε δρομολόγιο ξεκινάει από την αποθήκη και καταλήγει σε αυτήν. Επίσης, αν κάποια ημέρα $t = \{1, 2, ..., T\}$ το επίπεδο του αποθέματος κάποιου πελάτη i πέσει στο μηδέν θεωρείται ότι θα εξυπηρετηθεί αμέσως από κάποιο όχημα, συνεπώς δεν λαμβάνεται υπόψη κόστος έλλειψης λόγω καθυστερημένης άφιξης οχήματος.

Σε κάθε πελάτη $i = \{1, 2, ..., n\}$ αντιστοιχεί σταθερή ζήτηση προϊόντος d_i ανά ημέρα και κόστος αποθεματοποίησης h_i. Ένα μη αρνητικό κόστος c_{ij} αντιπροσωπεύει το κόστος διαδρομής από τον κόμβο i στον κόμβο j. Τα δεδομένα για τους κόμβους είναι οι συντεταγμένες τους, οπότε το c_{ij} είναι η Ευκλείδεια Απόσταση. Τα τόξα θεωρούνται μη προσανατολισμένα οπότε ισχύει $c_{ij} = c_{ij}$. Όλοι οι πελάτες έχουν αποθήκη επαρκούς χωρητικότητας $D_i = Td_i$ έτσι ώστε να μπορούν να κρατήσουν απόθεμα για ολόκληρο τον χρονικό ορίζοντα T που που αναφέρει το πρόβλημα. Για κάθε μέρα $t = \{1, 2, ..., T\}$, κάθε πελάτης μπορεί να εξυπηρετηθεί το πολύ μια φορά, από οποιοδήποτε όχημα K, για να παραλάβει ποσότητα προϊόντος το πολύ ίση με D_i. Η ποσότητα των προϊόντων που μπορεί να μεταφέρει κάθε όχημα δεν μπορεί να ξεπεράσει τη συνολική χωρητικότητα του Q. Ο στόχος του προβλήματος είναι να καθοριστούν κατάλληλα δρομολόγια και κατάλληλες ποσότητες των προϊόντων που θα παραδοθούν στους πελάτες, για κάθε ημέρα, ώστε να ελαχιστοποιηθεί το συνολικό κόστος μεταφοράς και αποθεματοποίησης.

Για την μαθηματική μοντελοποίηση θα γίνει χρήση των παρακάτω μεταβλητών: έστω x_{ijk} μια δυαδική μεταβλητή η οποία παίρνει την τιμή 1, αν και μόνο αν ο κόμβος j επισκέπτεται αμέσως μετά τον κόμβο $i(i \neq j)$, την ημέρα t, από το όχημα k. Η μεταβλητή q_{it} αντιπροσωπεύει την ποσότητα του προϊόντος που παραδίδεται στον πελάτη i, την ημέρα t και είναι σε κάθε περίπτωση ακέραιο πολλαπλάσιο της ημερήσιας ζήτησης του πελάτη i. Το επίπεδο αποθέματος ενός πελάτη i, την ημέρα t, αμέσως πριν τον ανεφοδιασμό του είναι ίσο με sb_{it}. Η δυαδική μεταβλητή z_{it} είναι ίση με 1, αν και μόνο αν ο πελάτης i παραλαμβάνει κάποια ποσότητα προϊόντων την ημέρα $t(q_{it} \geq 0)$. Η δυαδική μεταβλητή e_{it} είναι ίση με 1, αν το απόθεμα του πελάτη i αμέσως μετά τον ανεφοδιασμό,την ημέρα t, είναι μεγαλύτερο του μηδενός $(sb_{it} \geq 0)$ και ίση με μηδέν αν $sb_{it} = 0$. Η μοντελοποίηση του προβλήματος είναι η εξής:

$$
\begin{aligned}
\min \quad & \sum_{t=1}^{T}\sum_{i=1}^{n}(sb_{it}+q_{it}-\frac{d_i}{2})\cdot h_i+\sum_{k=1}^{K}\sum_{t=1}^{T}\sum_{i=0}^{n}\sum_{j=0}^{n}c_{ij}x_{ijtk} && (2.21)\\
\text{υπό} \quad & \sum_{i=0}^{n}x_{ijtk}-\sum_{p=0}^{n}x_{jptk}=0, &&\\
& \forall j\in\{0,...,n\},\ \forall k\in\{1,...,K\},\ \forall t\in\{1,...,T\} && (2.22)\\
& \sum_{j=1}^{n}x_{0jtk}\leq 1, &&\\
& \forall k\in\{1,...,K\},\ \forall t\in\{1,...,T\} && (2.23)\\
& q_{it}\leq D_i\cdot z_{it}, &&\\
& \forall i\in\{1,...,n\},\ \forall t\in\{1,...,T\} && (2.24)\\
& q_{it}\geq z_{it}, &&\\
& \forall i\in\{1,...,n\},\ \forall t\in\{1,...,T\} && (2.25)\\
& \sum_{k=1}^{K}\sum_{j=0}^{n}x_{ijtk}-z_{it}=0, &&\\
& \forall i\in\{1,...,n\},\ \forall t\in\{1,...,T\} && (2.26)\\
& \sum_{i=0}^{n}\sum_{j=0}^{n}x_{ijtk}q_{it},\leq Q, &&\\
& \forall k\in\{1,...,K\},\forall t\in\{1,...,T\} && (2.27)\\
& sb_{i(t+1)}=sb_{it}+q_{it}-d_i, &&\\
& \forall i\in\{1,...,n\},\ \forall t\in\{1,...,T\} && (2.28)\\
& sb_{i1}=sb_{iT}+q_{iT}-d_i, &&\\
& \forall i\in\{1,...,n\} && (2.29)\\
& sb_{it}\leq D_i\cdot e_{it}, &&\\
& \forall i\in\{1,...,n\},\ \forall t\in\{1,...,T\} && (2.30)\\
& sb_{it}\geq e_{it}, &&\\
& \forall i\in\{1,...,n\},\ \forall t\in\{1,...,T\} && (2.31)\\
& \sum_{t=1}^{T}e_{it}\leq T &&\\
& \forall i\in\{1,...,n\} && (2.32)\\
& \sum_{i\in B}\sum_{j\in B}x_{ijk}\leq |B|-1, &&\\
& \forall k\in\{1,...,K\},\ \forall t\in\{1,...,T\},\ B\subseteq V\backslash\{i=0\},\ |B|\succ 1 && (2.33)\\
& x_{ijtk}\in\{0,1\} &&\\
& \forall i\in\{1,...,n\},\ \forall j\in\{0,...,n\},\ \forall k\in\{1,...,K\},\ \forall t\in\{1,...,T\} && (2.34)\\
& z_{it}\in\{0,1\} &&\\
& \forall i\in\{1,...,n\},\ \forall t\in\{1,...,T\} && (2.35)\\
& e_{it}\in\{0,1\} &&\\
& \forall i\in\{1,...,n\},\ \forall t\in\{1,...,T\} && (2.36)\\
& q_i\in\{0,d_i,2d_i,...,D_i\} &&\\
& \forall i\in\{1,...,n\},\ \forall t\in\{1,...,T\} && (2.37)
\end{aligned}
$$

Η αντικειμενική συνάρτηση (2.21) αποτελείται από δύο όρους. Ο πρώτος αντιστοιχεί στο συνολικό κόστος αποθεματοποίησης, ενώ ο δεύτερος στο συνολικό κόστος μεταφοράς, για τον χρονικό ορίζοντα T. Ο περιορισμός (2.22) βεβαιώνει ότι αν ένα όχημα επισκέπτεται έναν πελάτη, τότε φεύγει από αυτόν τον πελάτη. Ο περιορισμός (2.23) βεβαιώνει ότι κάθε όχημα χρησιμοποιείται το πολύ μία φορά ανά ημέρα. Οι περιορισμοί (2.24) και (2.25) εξασφαλίζουν ότι $z_{it} = 1$ αν και μόνο αν $q_{it} \succ 0$. Ο περιορισμός (2.26) δείχνει πως όποτε κάποιος πελάτης λαμβάνει προϊόν, αυτός ο πελάτης επισκέπτεται μια φορά από ένα μόνο όχημα, ενώ ο περιορισμός (2.27) αφορά την χωρητικότητα των οχημάτων. Οι περιορισμοί (2.28) και (2.29) φανερώνουν ότι το επίπεδο του αποθέματος ενός πελάτη την ημέρα $t + 1$ εκφράζεται ως συνάρτηση του επιπέδου του αποθέματος και της ποσότητας ανεφοδιασμού την ημέρα t. Οι περιορισμοί (2.30) και (2.31) βεβαιώνουν ότι $e_{it} = 1$ αν και μόνο αν $sb_{it} \succ 0$. Επίσης, ο περιορισμός (2.31) δεν επιτρέπει έλλειψη προϊόντος στους πελάτες. Ο περιορισμός (2.32) βεβαιώνει ότι για κάθε πελάτη i υπάρχει τουλάχιστον μια μέρα t^* για την οποία $sb_{it^*} = 0$. Ο περιορισμός (2.33) βεβαιώνει ότι σε κάθε δρομολόγιο που υπολογίζεται συμπεριλαμβάνεται η αποθήκη. Τέλος,οι περιορισμοί (2.34) έως (2.37) καθορίζουν το πεδίο τιμών των μεταβλητών του προβλήματος. [9]

Κεφάλαιο 3

Αλγόριθμος Περιορισμένης Αναζήτησης (Tabu Search-TS)

Ο αλγόριθμος Περιορισμένης Αναζήτησης (Tabu Search), ο οποίος δημιουργήθηκε το 1986 από τον Fred.W.Glover, είναι ένας μεθευρετικός αλγόριθμος που χρησιμοποιεί μεθόδους τοπικής αναζήτησης. Η τοπική αναζήτηση υπολογίζει τις εναλλαγές των κόμβων που θα μπορούσαν να συμβούν στην τρέχουσα λύση με την ελπίδα να βρει μία καλύτερη λύση. Όμως, συχνά εμφανίζεται το φαινόμενο στο οποίο η διαδικασία παγιδεύεται σε τοπικό ελάχιστο. Η Περιορισμένη Αναζήτηση αποφεύγει αυτό το πρόβλημα, διαθέτοντας μνήμη στην οποία αποθηκεύει τις προηγούμενες κινήσεις, οι οποίες γίνονται απαγορευμένες για ένα μικρό χρονικό διάστημα.Η λίστα στην οποία αποθηκεύονται αυτές οι κινήσεις ονομάζεται λίστα περιορισμένης αναζήτησης (Tabu List), ενώ αυτή η διαδικασία ονομάζεται μνήμη μικρής διάρκειας. Σημαντικός παράγοντας στην επιτυχία της μεθόδου είναι η διάρκεια της μνήμης(tabu tenure), δηλαδή για πόσα βήματα θα θεωρείται απαγορευμένη μια κίνηση που μόλις επιλέχθηκε. Ενδέχεται η διάρκεια της μνήμης να επιλέγεται ανάλογα με το μέγεθος του προβλήματος, δηλαδή με τον αριθμό των προς εξυπηρέτηση κόμβων, είτε να αλλάζει δυναμικά κατά τη διάρκεια του προγράμματος. Επιπρόσθετα, η Περιορισμένη Αναζήτηση μπορεί να διαθέτει δυο επιπλέον μνήμες, την μεσαίας διάρκειας και την μακράς διάρκειας. Η μνήμη μεσαίας διάρκειας αποθηκεύει πληροφορίες από τις περιοχές που έχουν ήδη εξερευνηθεί. Έχοντας ένα πίνακα συχνοτήτων, παράγει λύση από τις κινήσεις που έχουν πραγματοποιηθεί μέχρι εκείνη τη στιγμή. Αντίθετα, η μνήμη μακράς διάρκειας επιβάλλει την εφαρμογή κινήσεων που δεν είχαν συμβεί ως εκείνη τη στιγμή, με σκοπό να οδηγήσει την αναζήτηση σε ανεξερεύνητες περιοχές. Η Περιορισμένη Αναζήτηση δεν συγκλίνει, επομένως καθορίζεται ένας αριθμός επαναλήψεων που πρέπει να εκτελέσει το πρόγραμμα πριν τον τερματισμό του. Ακολουθεί ο ψευδοκώδικας του αλγορίθμου [5] :

Αρχικοποίηση;

Κατασκευή μιας αρχικής λύσης;

Υπολογισμός της συνάρτησης κόστους της λύσης;

Αρχικοποίηση της βέλτιστης λύσης;

$S^\star = S_o$;

$f(S^\star) = f(S_o)$;

while *κάποιο κριτήριο τερματισμού δεν έχει ικανοποιηθεί* **do**

  Υπολογισμός μιας γειτονικής λύσης S';

  if $f(S') \prec f(S^\star)$ **then**

    $S^\star = S'$;

    $f^\star = f(S')$;

  end

  Αποθήκευσε την τελευταία κίνηση στην Tabu List (αν είναι γεμάτη, διέγραψε την παλιότερη εγγραφή)

  Κάθε k επαναλήψεις κάλεσε τη μνήμη μεσαίας διάρκειας;

  if $f(S\,intermed) \prec f(S^\star)$ **then**

    $S^\star = S\,intermed$

    $f^\star = f(S\,intermed)$

  end

  Κάθε p επαναλήψεις κάλεσε τη μνήμη μακράς διάρκειας;

  if $f(S\,long) \prec f(S^\star)$ **then**

    $S^\star = S\,long$

    $f^\star = f(S\,long)$

  end

end

return *τη βέλτιστη λύση* $S^\star$

Algorithm 1: Αλγόριθμος Περιορισμένης Αναζήτησης(Tabu Search)

Κεφάλαιο 4

Υλοποίηση αλγορίθμου

Στόχος της συγκεκριμένης διπλωματικής ήταν η δημιουργία ενός προγράμματος επίλυσης του προβλήματος Δρομολόγησης Αποθεμάτων και η βελτίωση της λύσης με τη μέθοδο της Περιορισμένης Αναζήτησης(Tabu Search). Ο προγραμματισμός έγινε σε περιβάλλον Matlab R2013a. Τα βήματα που ακολουθήθηκαν είναι τα παρακάτω:

1. Επίλυση του προβλήματος του Πλανόδιου Πωλητή (TSP).

2. Βελτιστοποίηση λύσης με χρήση αλγορίθμου Περιορισμένης Αναζήτησης (Tabu Search)

3. Μετατροπή του προγράμματος επίλυσης του προβλήματος του Πλανόδιου Πωλητή (TSP) σε πρόγραμμα επίλυσης του προβλήματος Δρομολόγησης Οχημάτων (VRP) με προσθήκη περιορισμών χωρητικότητας οχημάτων.

4. Μετατροπή του προγράμματος επίλυσης του προβλήματος Δρομολόγησης Οχημάτων (VRP) σε πρόγραμμα επίλυσης του προβλήματος Δρομολόγησης Αποθεμάτων (IRP) με προσθήκη περιορισμών χρονικού ορίζοντα.

4.1 Εισαγωγή Δεδομένων

Αρχικά γίνεται η εισαγωγή δεδομένων στο πρόγραμμα από αρχεία text, τα οποία έχουν την μορφή που φαίνεται στο Παράρτημα. Τα δεδομένα που αφορούν το πρόβλημα είναι τα εξής:

- Ο αριθμός των πελατών

- Ο αριθμός των οχημάτων της επιχείρησης

- Η χωρητικότητα των οχημάτων(τα οχήματα θεωρούνται όμοια)

- Ο χρονικός ορίζοντας του προβλήματος

Ενώ τα δεδομένα των πελατών είναι τα παρακάτω:

- Συντεταγμένες στο χώρο των πελατών και της αποθήκης
- Ζήτηση ποσότητας προϊόντων του κάθε πελάτη
- Κόστος αποθεματοποίησης για κάθε πελάτη

4.2 Δημιουργία πίνακα αποστάσεων

Όπως προαναφέρθηκε, δίνονται οι συντεταγμένες (x, y) στο χώρο για τους πελάτες και την αποθήκη. Πρέπει να δημιουργηθεί ένας πίνακας που περιλαμβάνει τις αποστάσεις καθενός κόμβου, από όλους τους άλλους κόμβους. Η απόσταση που χρησιμοποιείται είναι η Ευκλείδεια, η οποία δίνεται από τον τύπο $d = \sqrt{(x_2 - x_1)^2 + (y_2 - y_1)^2}$.

4.3 Δημιουργία αρχικής λύσης

Για την εύρεση της αρχικής λύσης, χρησιμοποιήθηκαν δύο παραλλαγές. Η μέθοδος του Πλησιέστερου Γείτονα και του Μακρινότερου Γείτονα. Στον Πλησιέστερο Γείτονα, ξεκινώντας από την αποθήκη προστίθεται κάθε φορά στη διαδρομή ο κόμβος που βρίσκεται πλησιέστερα στον προηγούμενο κόμβο. Η διαδικασία συνεχίζεται επαναληπτικά μέχρις ότου να συμπεριληφθούν όλοι οι κόμβοι στη διαδρομή. Αντίθετα, στη δεύτερη μέθοδο που χρησιμοποιήθηκε στην συγκεκριμένη διπλωματική εργασία, η μόνη διαφορά είναι ότι κάθε φορά προστίθεται στη διαδρομή ο κόμβος που βρίσκεται μακρύτερα από τον προηγούμενο κόμβο. Επίσης, σε αυτό το βήμα αρχικοποιείται η βέλτιστη λύση και δημιουργείται ο πίνακας συχνοτήτων για την αρχική λύση. Τέλος, καθορίζεται ο αριθμός των επαναλήψεων που θεωρείται απαγορευμένη μια εναλλαγή κόμβων. Σε αυτήν την διπλωματική, το μέγεθος της λίστας tabu (tabu tenure) εξαρτάται από τον αριθμό των πελατών. Πιο συγκεκριμένα, το tabu tenure είναι ίσο με το 25% του αριθμού των πελατών. Η τιμή αυτή επιλέχτηκε πειραματικά.

4.4 Περιορισμένη Αναζήτηση - Tabu Search

Η Περιορισμένη Αναζήτηση εκτελείται από το πρόγραμμα για να βελτιώσει την διαδρομή του Πλανόδιου Πωλητή (TSP) που βρέθηκε παραπάνω. Η βελτίωση επιδιώκεται να γίνει με τη μέθοδο της τοπικής αναζήτησης και πιο συγκεκριμένα την εναλλαγή κόμβων

(1-1 exchange). Στην 1-1 exchange, επιλέγονται δύο κόμβοι που αλλάζουν μεταξύ τους θέσεις. Με αυτόν τον τρόπο καταργούνται τέσσερις διαδρομές από την λύση και αντικαθιστώνται από άλλες. Αυτή η διαδικασία επαναλαμβάνεται έως ότου η λύση δεν δέχεται περαιτέρω βελτίωση ή μέχρι να συμπληρωθεί ο μέγιστος αριθμός βημάτων της μεθόδου. Στο συγκεκριμένο πρόγραμμα η Περιορισμένη Αναζήτηση εκτελείται 100.000 φορές. Πιο αναλυτικά [4]:

4.4.1 Μνήμη μικρής διάρκειας

Επιλέγονται τυχαία 2 κόμβοι για εναλλαγή. Εφόσον αυτή η εναλλαγή δεν είναι απαγορευμένη, εκτελείται κανονικά και καταχωρείται στη λίστα tabu, η οποία έχει μέγεθος ίσο με το 25% του αριθμού των πελατών του προβλήματος. Αλλιώς, το πρόγραμμα προχωράει σε νέα επανάληψη με την επιλογή, νέων προς εναλλαγή κόμβων. Η λίστα tabu, ακολουθεί το διαδικασία FIFO οπότε, η καταχώρηση που διεγράφη δεν θεωρείται πια απαγορευμένη.

4.4.2 Μνήμη μεσαίας διάρκειας

Κάθε 50 επαναλήψεις καλείται η μνήμη μεσαίας διάρκειας. Έχοντας ως δεδομένο τον πίνακα συχνοτήτων, δημιουργεί μια λύση με τα τόξα που έχουν βρεθεί σε βέλτιστη λύση τουλάχιστον μία φορά μέχρι εκείνη τη στιγμή. Αρχικά, δημιουργείται μία λίστα με τα τόξα αυτά και κατατάσσονται με βάση το κόστος, σε αύξουσα σειρά. Έπειτα, ξεκινώντας από το πρώτο τόξο της λίστας, το πρόγραμμα συνεχίζει να προσθέτει κόμβους εκατέρωθεν της διαδρομής που έχει ήδη διαμορφωθεί δίνοντας προτεραιότητα στα τόξα με το μικρότερο κόστος. Η αναζήτηση στην επόμενη επανάληψη συνεχίζεται από τη βέλτιστη μέχρι εκείνη τη στιγμή λύση.

4.4.3 Μνήμη μακράς διάρκειας

Η μνήμη μακράς διάρκειας καλείται κάθε 200 επαναλήψεις. Σκοπός της είναι να οδηγήσει την αναζήτηση σε περιοχές που δεν έχουν εξερευνηθεί. Για αυτό το λόγο, δημιουργεί μία λίστα, από τον πίνακα συχνοτήτων, με τα τόξα που δεν έχουν εμφανιστεί καθόλου στις μέχρι εκείνη τη στιγμή βέλτιστες λύσεις. Γίνεται κατάταξη σε αύξουσα σειρά και ακολουθείται η διαδικασία που πραγματοποιήθηκε στη μνήμη μεσαίας διάρκειας για την κατασκευή λύσης,προσπαθώντας αυτή να περιέχει όσο το δυνατόν περισσότερα από αυτά τα τόξα. Η αναζήτηση στην επόμενη επανάληψη συνεχίζεται από τη βέλτιστη μέχρι εκείνη τη στιγμή λύση.

4.4.4 Πρόσθετα μέτρα βελτίωσης

Για περαιτέρω βελτίωση της λύσης χρησιμοποιήθηκαν τα εξής μέτρα:

1. Όταν εκτελεστεί το μισό πρόγραμμα, δηλαδή στις 50.000 επαναλήψεις, δημιουργείται λύση με τη μέθοδο του Πλησιέστερου Γείτονα που αναφέρθηκε παραπάνω. Η αναζήτηση συνεχίζεται από την καλύτερη μέχρι εκείνη τη στιγμή λύση.

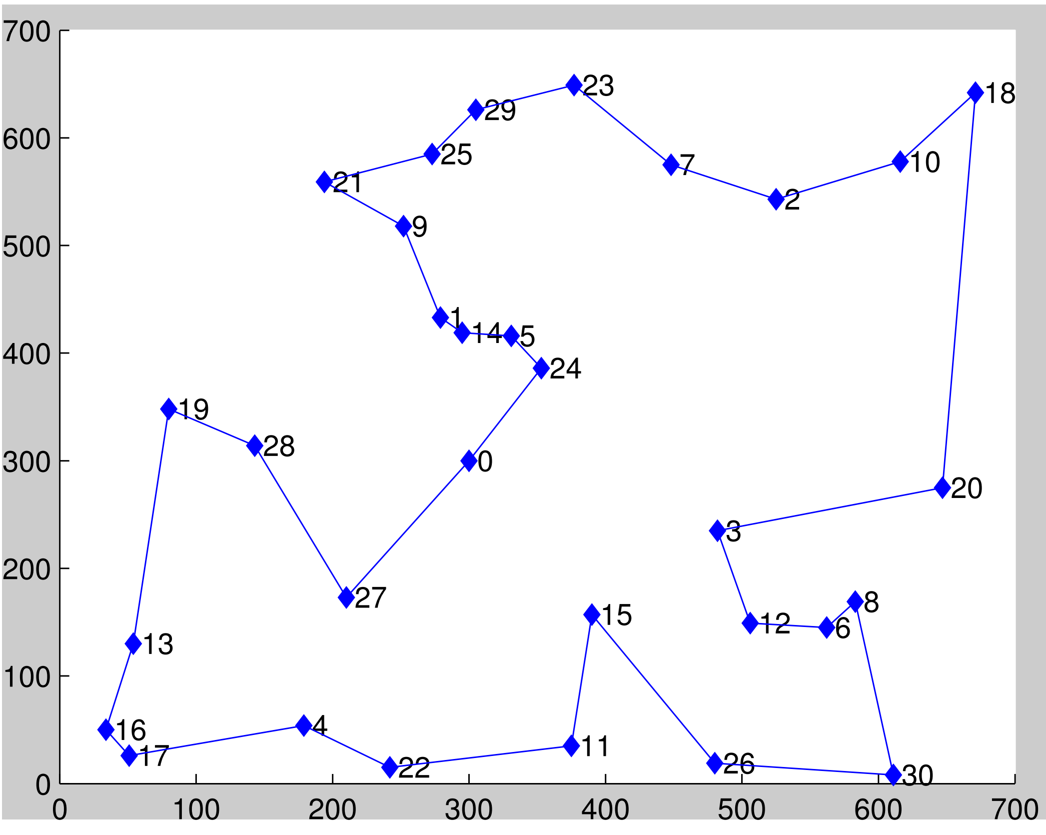
2. Όταν η τρέχουσα λύση ξεπεράσει κατά 50% την καλύτερη λύση, η αναζήτηση συνεχίζεται από αυτήν.

4.4.5 Παράδειγμα

Ακολουθεί ένα παράδειγμα του προβλήματος του Πλανόδιου Πωλητή (TSP) με 30 πελάτες. Η βέλτιστη διαδρομή έχει την παρακάτω μορφή:

0	27	28	19	13	16	17	4	22	11	15	26	30	8	6	12	3	20	18	10	2	7	23	29	25	21	9	1	14	5	24	0

το όχημα ξεκινά και γυρίζει στο κέντρο διανομής, όπου στην παραπάνω διαδρομή συμβολίζεται με 0. Το κόστος του συγκεκριμένου δρομολογίου είναι 3286.2 μονάδες.



Σχήμα 4.1: Βέλτιστη διαδρομή TSP

4.5 Μετατροπή σε πρόβλημα Δρομολόγησης Οχημάτων (VRP)

4.5.1 Εισαγωγή περιορισμού χωρητικότητας

Μέχρι αυτό το σημείο το πρόγραμμα έχει βρει τη βέλτιστη λύση για το πρόβλημα του Πλανόδιου Πωλητή (TSP). Για να μετατραπεί σε λύση του προβλήματος Δρομολόγησης Οχημάτων (VRP), πρέπει να προστεθεί ο περιορισμός της χωρητικότητας οχημάτων. Στην διαδρομή του TSP το πρόγραμμα αθροίζει σειριακά τις ζητήσεις κάθε πελάτη κι τοποθετεί στη διαδρομή του οχήματος όσοι πελάτες χωράνε σε αυτό. Έπειτα συνεχίζει με τα υπόλοιπα οχήματα. Με αυτόν τον τρόπο διαιρεί τη διαδρομή του TSP σε επιμέρους μικρότερες διαδρομές,όσες και τα οχήματα, βρίσκοντας έτσι λύση για το πρόβλημα Δρομολόγησης Οχημάτων (VRP).

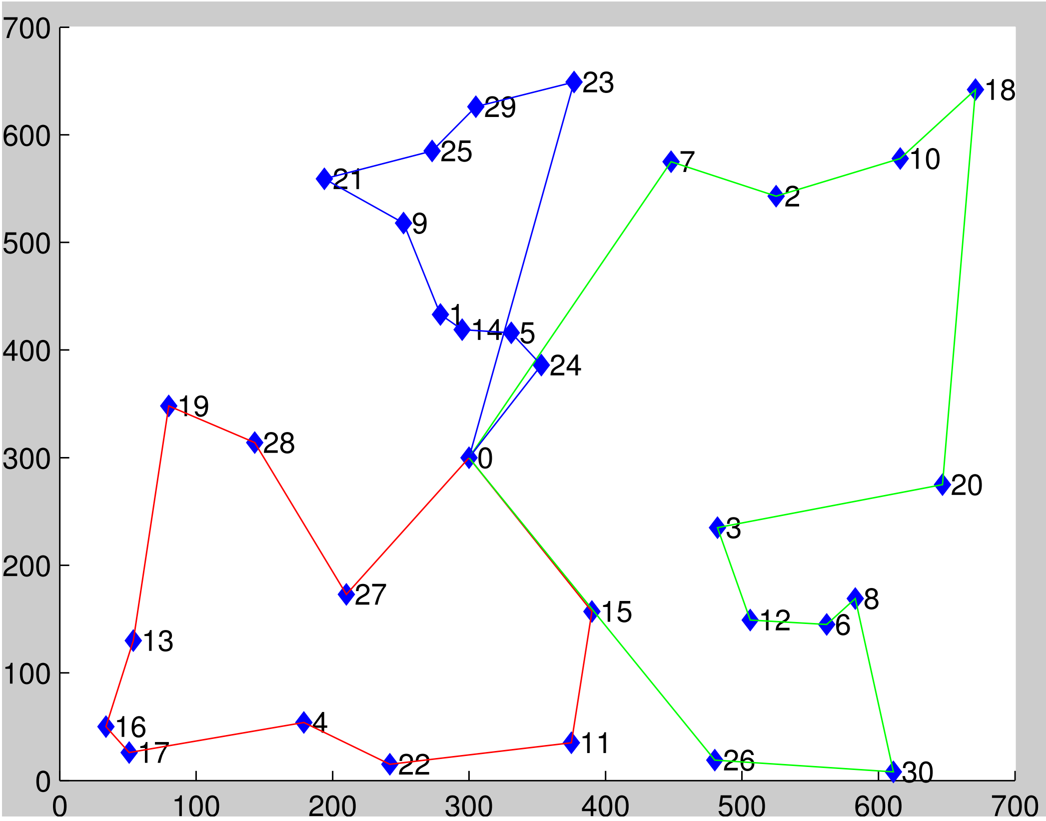
4.5.2 Παράδειγμα

Στη συνέχεια του παραπάνω παραδείγματος, η διαδρομή του TSP διαχωρίζεται στα 3 οχήματα, χωρητικότητας 300 μονάδων. Οι ζητήσεις των πελατών συμπεριλαμβάνονται στα δεδομένα του προβλήματος. Τα δρομολόγια που προκύπτουν για τα 3 οχήματα, παρουσιάζονται στον παρακάτω πίνακα και έχουν συνολικό κόστος 4191.3 μονάδες.

Πίνακας 4.1: Δρομολόγια οχημάτων

0	27	28	19	13	16	17	4	22	11	15	0	
0	26	30	8	6	12	3	20	18	10	2	7	0
0	23	29	25	21	9	1	14	5	24	0		

Σχηματικά τα δρομολόγια είναι τα εξής:



Σχήμα 4.2: Διαδρομές οχημάτων

4.6 Μετατροπή σε πρόβλημα Δρομολόγησης Αποθεμάτων (IRP)

4.6.1 Εισαγωγή περιορισμού χρονικού ορίζοντα

Η αρχική λύση του προβλήματος Δρομολόγησης Αποθεμάτων (IRP) παράγεται επαναλαμβάνοντας την διαδρομή που προκύπτει από το VRP για τον χρονικό ορίζοντα του προβλήματος. Έπειτα ακολουθούν δύο βελτιστοποιήσεις.

Καταρχάς, δημιουργείται μία κατάταξη σε φθίνουσα σειρά, του γινομένου ημερήσιας ζήτησης και κόστους αποθεματοποίησης κάθε πελάτη. Ξεκινώντας από την κορυφή της λίστας, το πρόγραμμα μετατοπίζει τις μεταφερόμενες ποσότητες κάθε ημέρας προς στο τέλος του χρονικού ορίζοντα προσέχοντας να μην ξεμείνει ο πελάτης από απόθεμα. Στη συνέχεια ελέγχεται αν αν κάποια μέρα παραβιάζεται ο περιορισμός χωρητικότητας του οχήματος. Αν η λύση είναι εφικτή, υπολογίζεται το κόστος της. Αλλιώς, εντοπίζεται πόσο είναι το παραπανίσιο φορτίο και σε ποια ημέρα. Το πρόγραμμα υπολογίζει για εκείνη τη μέρα τις απόλυτες διαφορές μεταξύ μεταφερόμενης ποσότητας και επιπλέον φορτίου και επιλέγει τον πελάτη με την ελάχιστη διαφορά. Η μεταφερόμενη ποσότητα αυτού του πελάτη για εκείνη την ημέρα, μετατοπίζεται στην ημέρα που το όχημα είναι πιο άδειο. Η διαδικασία αυτή συνεχίζεται επαναληπτικά μέχρι η λύση να είναι εφικτή. Μετά από 15 αποτυχημένες προσπάθειες (αυθαίρετη επιλογή) διόρθωσης της λύσης, η διαδικασία ξεκινά για άλλη μέρα επαναφέροντας τη λύση στη μέχρι στιγμής βέλτιστη. Η βελτιστοποίηση αυτή επαναλαμβάνεται για κάθε όχημα, όλες τις μέρες κι όλους τους πελάτες, με τη σειρά που βρίσκονται στη λίστα.

Ακολουθεί η δεύτερη βελτιστοποίηση, η οποία ξεκινά με τη λύση που βρήκε η παραπάνω διαδικασία. Αρχικά εξετάζεται ποια ημέρα υπάρχει διαθέσιμος χώρος στο όχημα και πόσος είναι αυτός. Παράλληλα, εντοπίζονται οι πελάτες των οποίων η ημερήσια ζήτηση είναι μικρότερη ή ίση με το διαθέσιμο χώρο στο όχημα. Από τους πελάτες αυτούς, δίνεται προτεραιότητα σε όσους η ζήτησή τους είναι τέτοια ώστε να μετατοπιστούν μεταφερόμενες ποσότητες παραπάνω από μια μέρες. Αν δεν υπάρχει αυτή η δυνατότητα, τότε επιλέγεται ο πελάτης που θα καλύψει όσο το δυνατόν περισσότερο από το διαθέσιμο χώρο στο όχημα. Η διαδικασία αυτή εκτελείται ελέγχοντας πάντα τους περιορισμούς χωρητικότητας οχημάτων χωρίς παράλληλα να αφήνει κάποιο πελάτη με αρνητικό απόθεμα.

4.6.2 Παράδειγμα

Όπως αναφέρθηκε παραπάνω, για την μετατροπή από πρόβλημα VRP σε IRP χρειάζεται να προστεθεί ο χρονικός ορίζοντας του προβλήματος. Για το παράδειγμα των 30 πελατών, ο χρονικός ορίζοντας είναι 7 μέρες. Παράλληλα δίδεται το κόστος αποθεματοποίησης για κάθε πελάτη. Χρησιμοποιώντας τον αλγόριθμο που αναλύθηκε παραπάνω, η λύση του IRP έχει κόστος 48394 μονάδες από τις οποίες οι 22465 αφορούν το κόστος αποθεματοποίησης ενώ οι 25930 αποτελούν το κόστος μεταφοράς. Παρακάτω παρουσιάζεται σε πίνακες, το εβδομαδιαίο πρόγραμμα δρομολογίων για κάθε όχημα.

Πίνακας 4.2: Εβδομαδιαία δρομολόγια οχήματος 1

0	27	28	19	13	17	11	15	0			
0	28	16	4	22	11	15	0				
0	27	28	19	13	17	22	11	15	0		
0	19	13	16	4	22	0					
0	27	28	13	17	22	11	15	0			
0	27	28	19	13	16	17	4	22	11	15	0
0	19	16	4	22	0						

Πίνακας 4.3: Εβδομαδιαία δρομολόγια οχήματος 2

0	26	30	8	6	3	10	2	7	0			
0	26	12	20	18	0							
0	26	30	8	6	3	10	2	7	0			
0	26	8	12	20	18	0						
0	26	30	8	6	3	10	2	7	0			
0	26	30	8	6	12	3	20	18	10	2	7	0
0	26	6	12	3	20	18	0					

Πίνακας 4.4: Εβδομαδιαία δρομολόγια οχήματος 3

0	23	29	9	14	0					
0	29	25	21	1	14	5	24	0		
0	23	29	25	9	1	14	5	24	0	
0	23	29	25	21	9	1	14	5	24	0
0	23	29	25	9	1	14	5	24	0	
0	23	29	25	21	9	1	14	5	24	0
0	25	21	1	5	24	0				

Ακολουθούν οι μεταφερόμενες ποσότητες προϊόντων σε κάθε πελάτη, σύμφωνα με το παραπάνω εβδομαδιαίο πρόγραμμα δρομολογίων.

Πίνακας 4.5: Μεταφερόμενες ποσότητες οχήματος 1

Nodes	**27**	**28**	**19**	**13**	**16**	**17**	**4**	**22**	**11**	**15**
Day 1	14	28	20	88	0	52	0	0	28	16
Day 2	0	14	0	0	66	0	98	46	14	16
Day 3	14	14	20	88	0	52	0	46	14	16
Day 4	0	0	40	44	66	0	98	46	0	0
Day 5	14	28	0	44	0	52	0	46	28	48
Day 6	7	14	20	44	33	26	49	46	14	16
Day 7	0	0	40	0	66	0	98	92	0	0

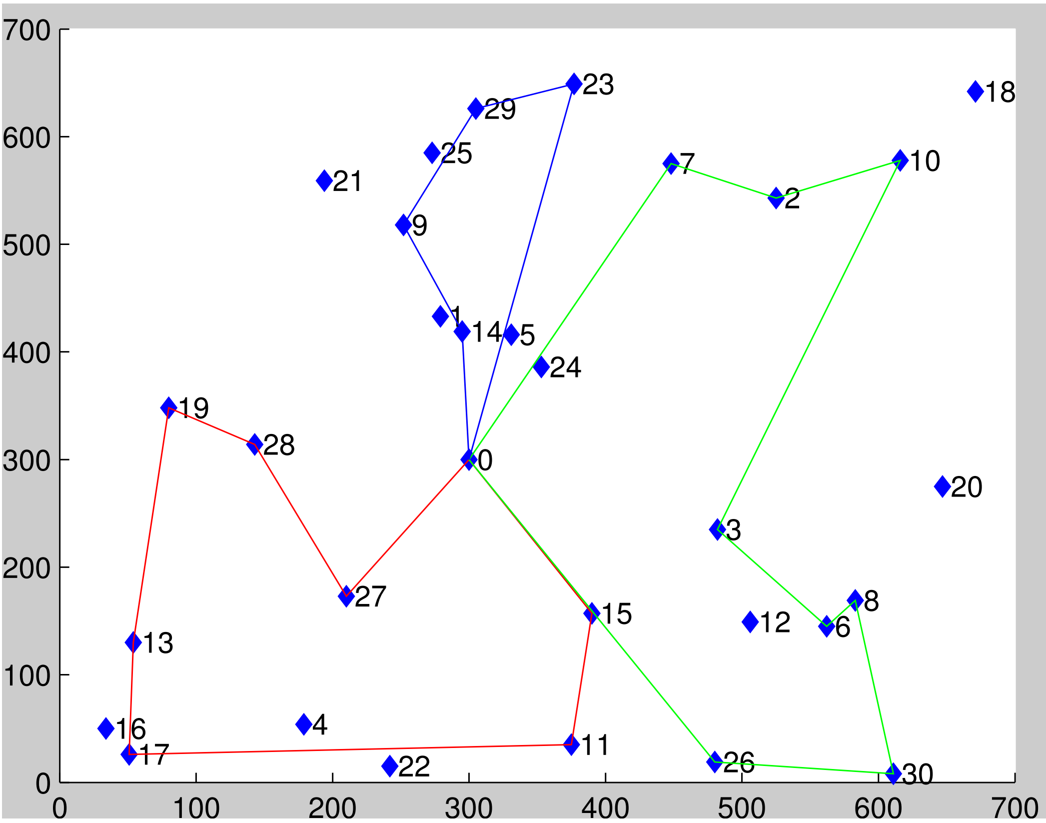
Πίνακας 4.6: Μεταφερόμενες ποσότητες οχήματος 2

Nodes	**26**	**30**	**8**	**6**	**12**	**3**	**20**	**18**	**10**	**2**	**7**
Day 1	48	10	39	4	0	20	0	0	48	36	72
Day 2	48	0	0	0	54	0	78	88	0	0	0
Day 3	48	10	13	8	0	40	0	0	48	36	72
Day 4	48	0	13	0	54	0	78	88	0	0	0
Day 5	48	10	13	4	0	40	0	0	48	36	72
Day 6	48	5	13	4	27	20	39	44	24	18	36
Day 7	48	0	0	8	54	20	78	88	0	0	0

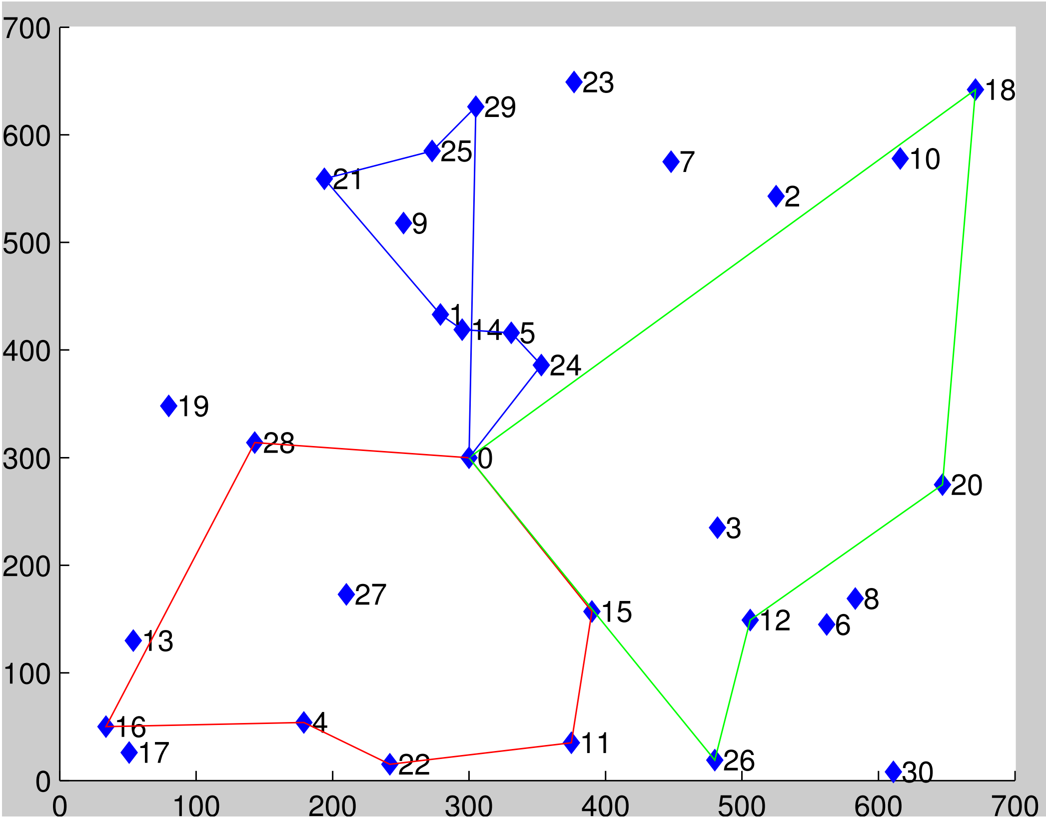
Πίνακας 4.7: Μεταφερόμενες ποσότητες οχήματος 3

Nodes	23	29	25	21	9	1	14	5	24
Day 1	75	64	0	0	18	0	20	0	0
Day 2	0	32	30	20	0	37	10	24	47
Day 3	25	32	30	0	6	37	10	24	47
Day 4	25	32	30	20	6	37	10	24	47
Day 5	25	32	30	0	6	37	10	24	47
Day 6	25	32	30	10	6	37	10	24	47
Day 7	0	0	60	20	0	74	0	48	94

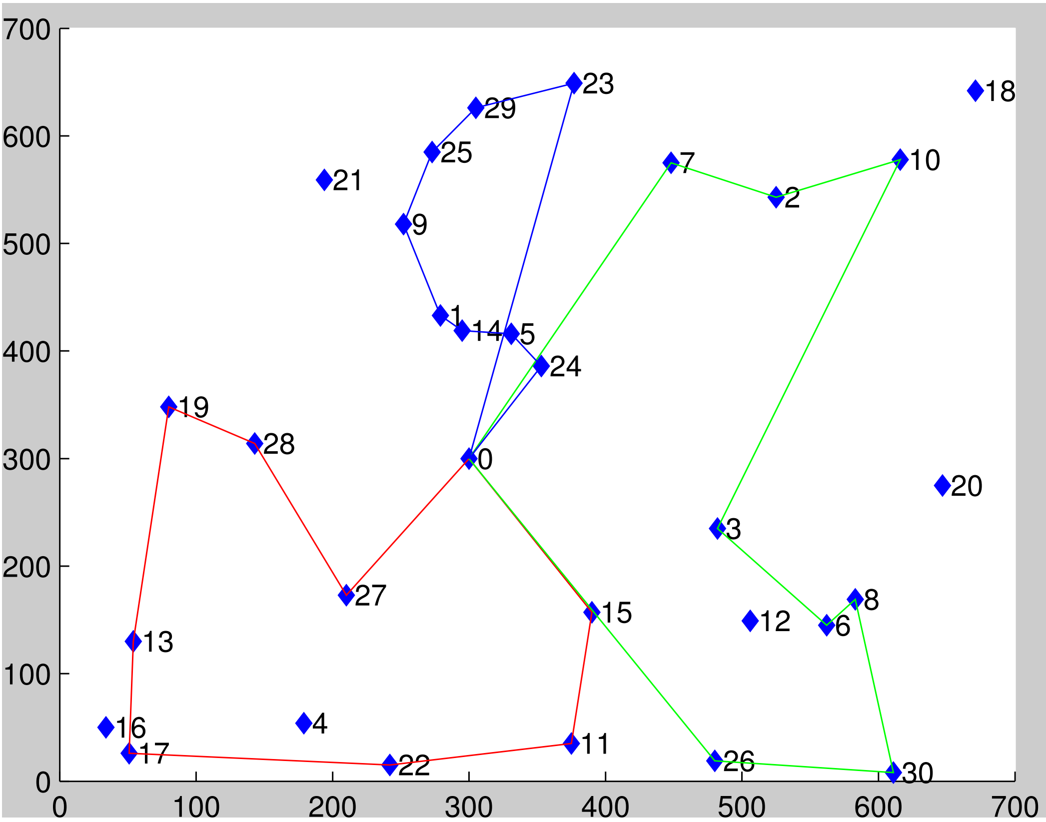
Τέλος, παρουσιάζονται γραφικά τα δρομολόγια που ακολουθούν τα οχήματα κάθε μέρα.



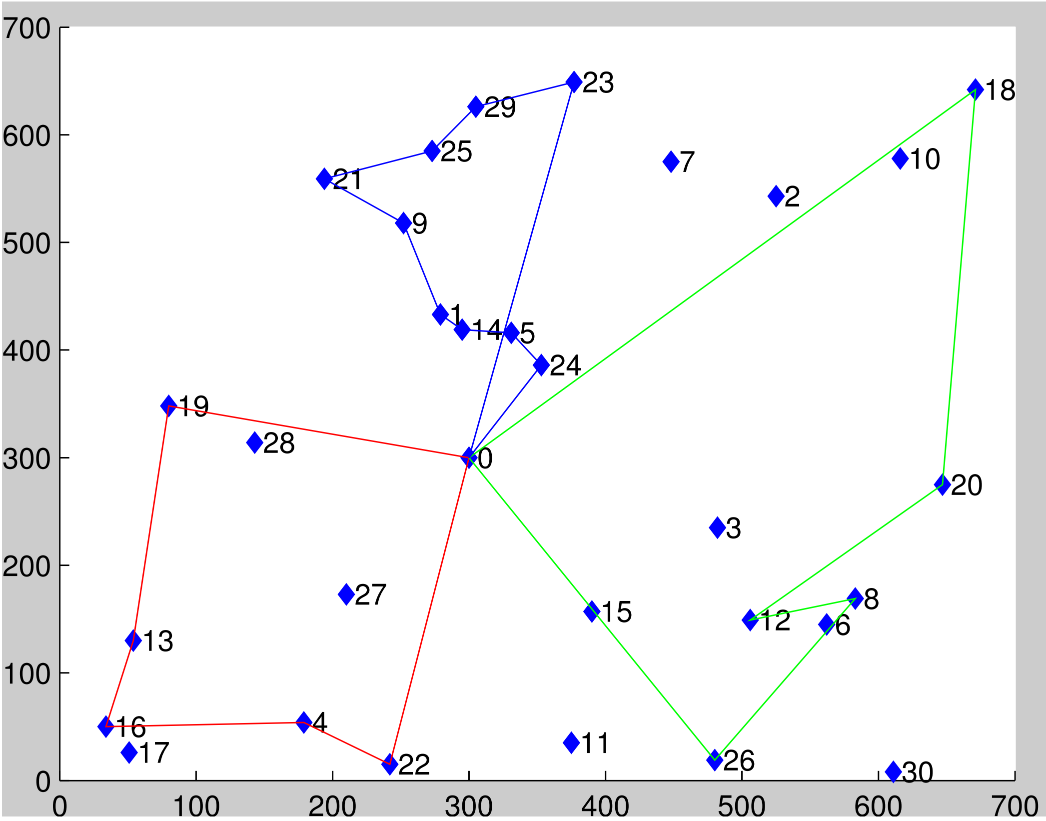
Σχήμα 4.3: Διαδρομές οχημάτων για την 1η ημέρα



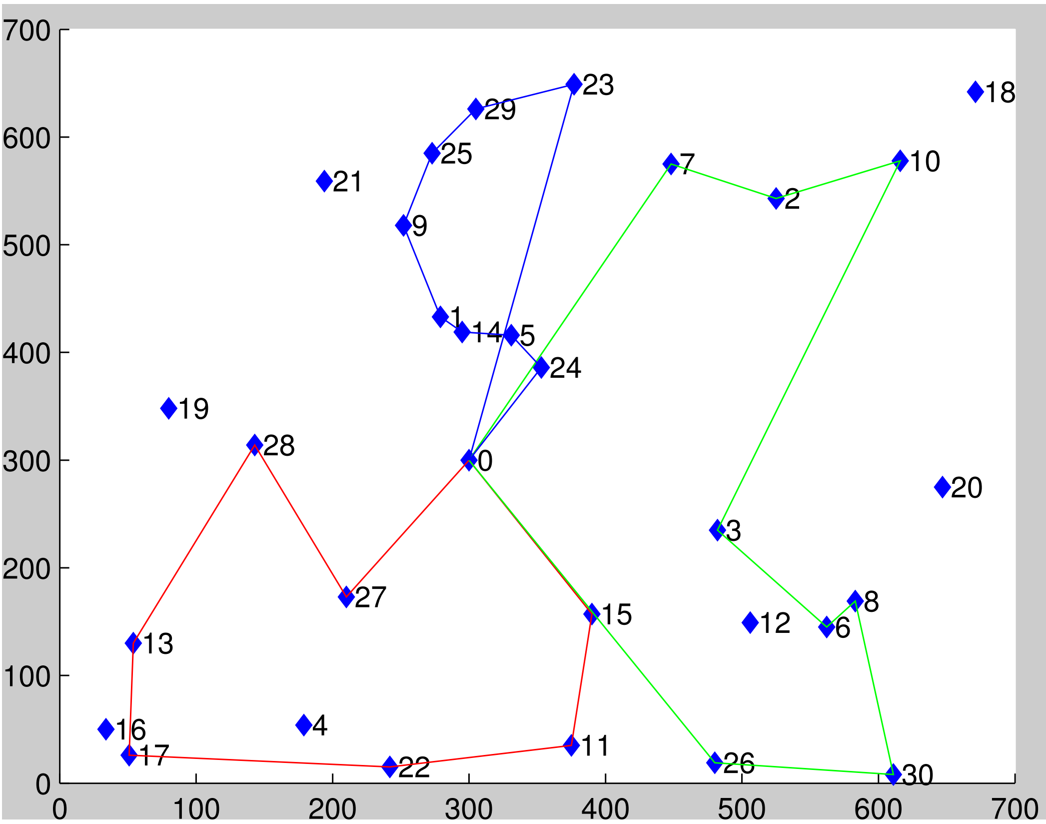
Σχήμα 4.4: Διαδρομές οχημάτων για την 2η ημέρα



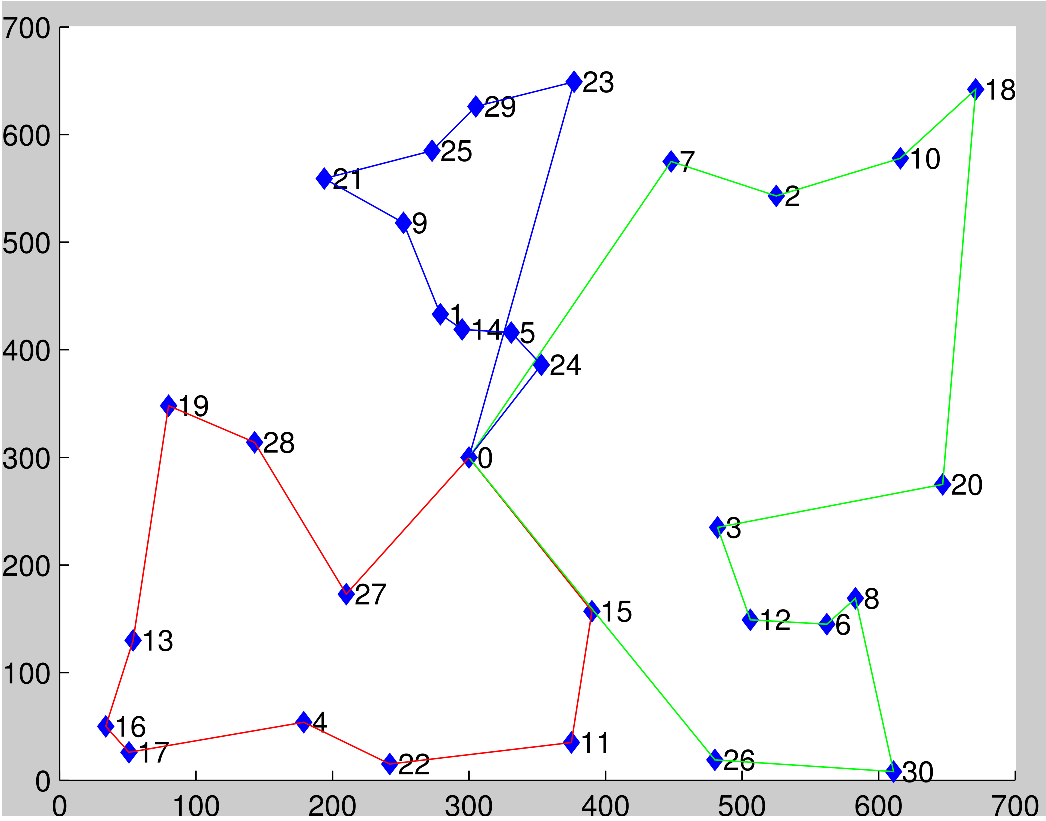
Σχήμα 4.5: Διαδρομές οχημάτων για την 3η ημέρα



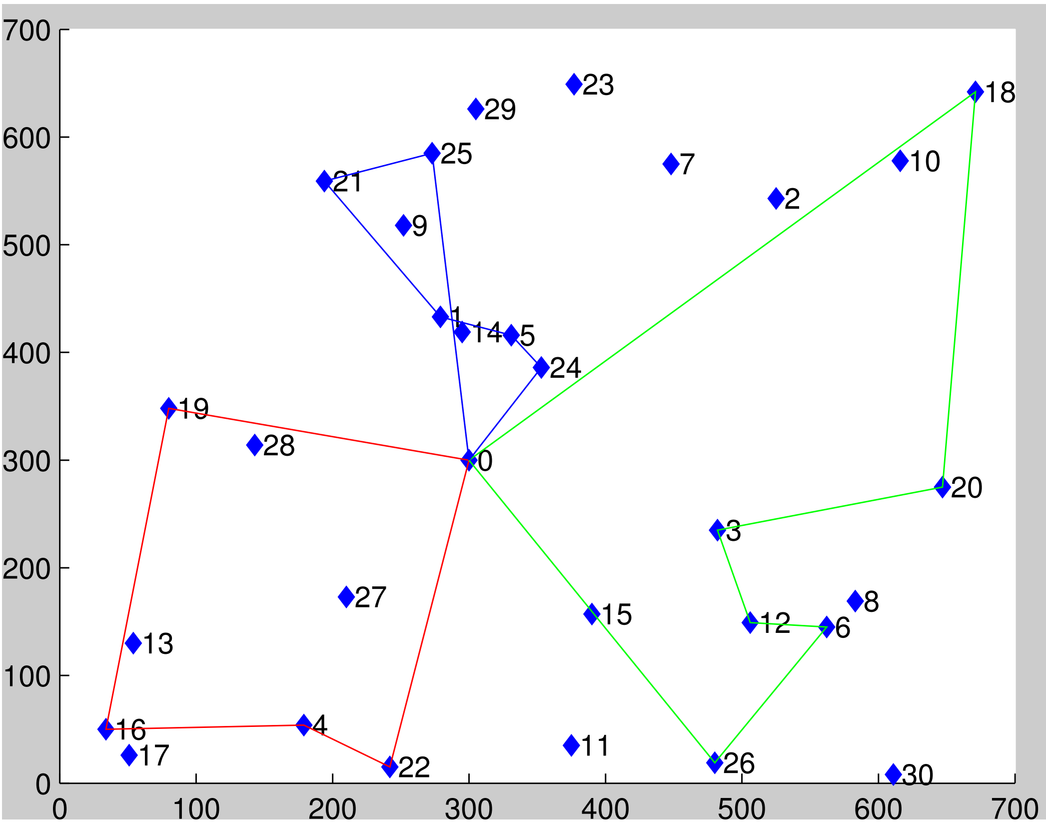
Σχήμα 4.6: Διαδρομές οχημάτων για την 4η ημέρα



Σχήμα 4.7: Διαδρομές οχημάτων για την 5η ημέρα



Σχήμα 4.8: Διαδρομές οχημάτων για την 6η ημέρα



Σχήμα 4.9: Διαδρομές οχημάτων για την 7η ημέρα

Κεφάλαιο 5

Ανάπτυξη ολοκληρωμένης εφαρμογής για την επίλυση του προβλήματος του Πλανόδιου Πωλητή (TSP)

Στα πλαίσια της πρακτικής άσκησης που έγινε σε μια επιχείρηση αναψυκτικών, αναπτύχθηκε μια εφαρμογή για την επίλυση του προβλήματος του Πλανόδιου Πωλητή (TSP). Η επιχείρηση αναλαμβάνει τη διανομή των προϊόντων στους πελάτες, το οποίο αποδεικνύεται ιδιαίτερα δαπανηρό. Αν συνυπολογιστεί η μη ορθολογική επιλογή δρομολογίων, που παρατηρήθηκε, από τους οδηγούς το κόστος αυτό μπορεί να αποτελέσει τροχοπέδη στην ανάπτυξη μιας μικρομεσαίας επιχείρησης.

Λαμβάνοντας υπόψη όλα τα παραπάνω, γεννήθηκε ιδέα δημιουργίας ενός προγράμματος που θα βρίσκει την ιδανική διαδρομή έχοντας ως δεδομένο τους πελάτες που πρέπει να εξυπηρετήσει το όχημα εκείνη την ημέρα. Έτσι χρησιμοποιήθηκε το κομμάτι του κώδικα που επιλύει το πρόβλημα του Πλανόδιου Πωλητή, με τη μεθοδολογία που περιγράφηκε στο κεφάλαιο 4 . Η εφαρμογή υλοποιήθηκε εξ ολοκλήρου σε περιβάλλον MATLAB και για λόγους ευχρηστίας και μεγαλύτερης κατανόησης των αποτελεσμάτων, κρίθηκε απαραίτητη η δημιουργία περιβάλλοντος διεπαφής με τη βοήθεια του ενσωματωμένου στην πλατφόρμα,εργαλείου MATLAB GUIDE.

5.1 Εισαγωγή δεδομένων

Για την εισαγωγή δεδομένων θεωρήθηκε ότι η μηχανογράφηση της επιχείρησης, μέσα από το σύστημα ERP που διαθέτει, θα μπορεί να εξάγει ένα αρχείο Excell με τα ονόματα των πελατών καθώς και τις συντεταγμένες τους. Η μορφή του αρχείου φαίνεται παρακάτω:

Στην $1^{η}$ στήλη παρουσιάζονται οι πελάτες με τους οποίους πρόκειται να έχει συναλλαγή η επιχείρηση για την συγκεκριμένη μέρα. Στην $2^{η}$ στήλη καταχωρούνται οι συντεταγμένες του κάθε πελάτη, όπως αυτές δίδονται από την καρτέλα του πελάτη. Θα πρέπει να αναφερθεί ότι οι συντεταγμένες έχουν παρθεί από τα GPS των οχημάτων, για λόγους εγκυρότητας και ακρίβειας αποτελεσμάτων.

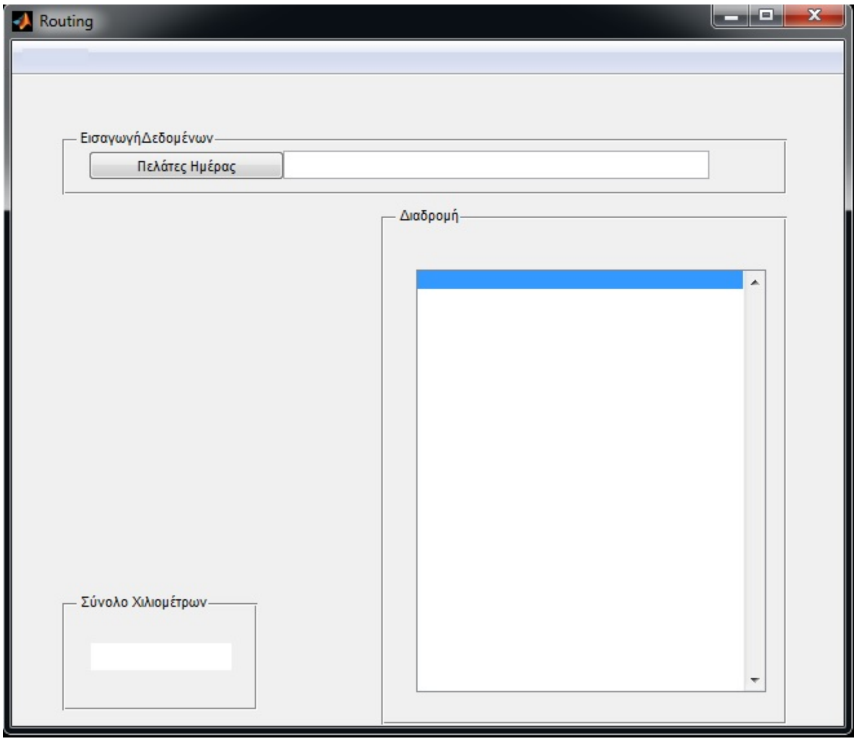
	A	B
1	Επωνυμία Συναλλασσομένου	
2	Πελάτης 1	35.501212,24.050934
3	Πελάτης 2	35.521093,24.058744
4	Πελάτης 3	35.530487,24.075849
5	Πελάτης 4	35.530161,24.075986
6	Πελάτης 5	35.52816,24.077544
7	Πελάτης 6	35.516793,24.111581
8	Πελάτης 7	35.517419,24.120019
9	Πελάτης 8	35.516267,24.074856
10	Πελάτης 9	35.529382,24.075012
11	Πελάτης 10	35.53178,24.07626
12	Πελάτης 11	35.501817,24.027725
13	Πελάτης 12	35.505199,24.173988
14	Πελάτης 13	35.505199,24.173988
15	Πελάτης 14	35.517199,24.092143
16	Πελάτης 15	35.489216,24.062911
17	Πελάτης 16	35.591488,24.090732
18	Πελάτης 17	35.586233,24.091829
19	Πελάτης 18	35.561559,24.092916
20	Πελάτης 19	35.51257,24.137719
21	Πελάτης 20	35.511913,24.148177

Σχήμα 5.1: Αρχείο εισαγωγής δεδομένων

Στη $2^{η}$ στήλη, παρατηρείται ότι ο $1^{ος}$ αριθμός συμβολίζει το γεωγραφικό πλάτος ενώ ο $2^{ος}$ το γεωγραφικό μήκος. Μέσα από το παραπάνω Excel υπάρχει η δυνατότητα να λαμβάνονται οι ακριβείς τοποθεσίες των πελατών.

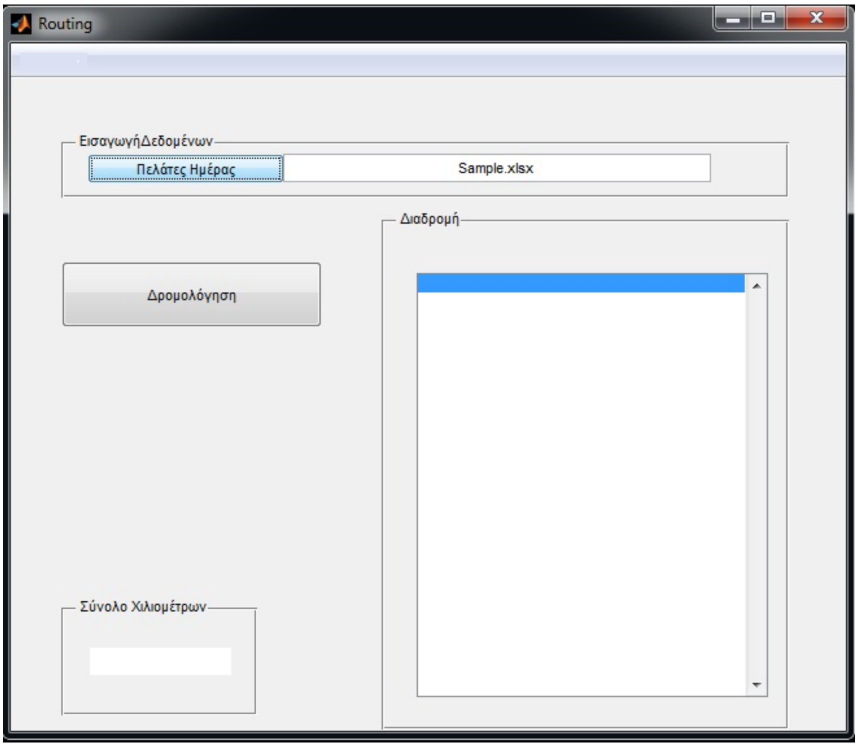
5.2 Περιβάλλον εργασίας

Το περιβάλλον εργασίας διατηρήθηκε όσο το δυνατόν απλούστερο, ώστε χρήστες χωρίς εξειδικευμένες γνώσεις στην βελτιστοποίηση δρομολογίων, να μπορούν να εξάγουν τα επιθυμητά αποτελέσματα. Το μοναδικό κουμπί που εμφανίζεται στην αρχική οθόνη, είναι αυτό της εισαγωγής δεδομένων για την αποφυγή οποιουδήποτε σφάλματος από το χρήστη.



Σχήμα 5.2: Αρχική οθόνη

Μετά την εισαγωγή των δεδομένων εμφανίζεται το 2^{ο} κουμπί το οποίο εκτελεί τον αλγόριθμο του TSP, όπως αυτός περιγράφηκε παραπάνω.

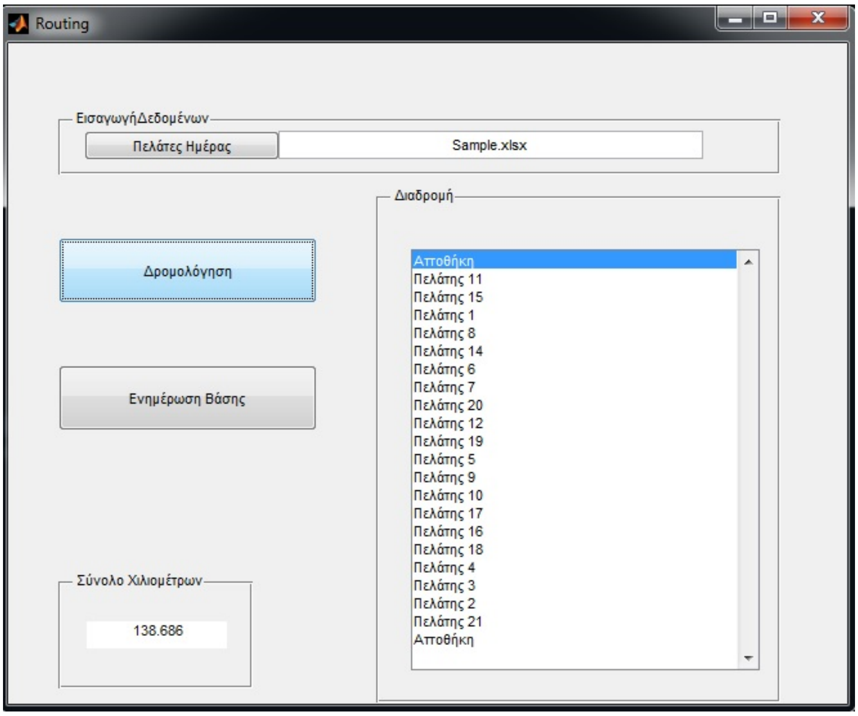


Σχήμα 5.3: Οθόνη μετά την εισαγωγή δεδομένων

Ο χρήστης μπορεί απλά να πατήσει το κουμπί «Δρομολόγηση »και θα εμφανιστεί στο δεξί παράθυρο η σειρά την οποία θα πρέπει να ακολουθήσει το όχημα για να πραγματοποιήσει τη βέλτιστη διαδρομή. Παράλληλα στο πάνελ με τίτλο «Αριθμός Χιλιομέτρων »εμφανίζεται η συνολική απόσταση που θα διανύσει το όχημα. Επιπρόσθετα, η βέλτιστη διαδρομή εγγράφεται σε αρχείο Excel ώστε να γίνει εκτύπωσή της, εφόσον είναι επιθυμητό.

5.3 Βάσεις δεδομένων

Για να μπορέσει να πραγματοποιηθεί ο σχεδιασμός των δρομολογίων σύμφωνα τις πραγματικές ανάγκες μιας επιχείρησης, κρίθηκε απαραίτητο να δημιουργηθούν δύο βάσεις δεδομένων. Η μια εμπεριέχει το σύνολο των πελατών με τις συντεταγμένες τους. Η άλλη βάση δεδομένων εμπεριέχει όλες τις αποστάσεις μεταξύ των πελατών, συμπεριλαμβανομένου του κέντρου διανομής. Ο πίνακας αυτός δημιουργείται μέσα από μια αυτοματοποιημένη διαδικασία στην οποία οι αποστάσεις των σημείων λαμβάνονται από τους χάρτες της Google (googlemaps). Έτσι, δημιουργείται μια έγκυρη βάση δεδομένων με πραγματικά στοιχεία. Σε περίπτωση που στο αρχείο εισαγωγής δεδομένων Excel υπάρχει νέος πελάτης, δηλαδή δεν εμπεριέχεται στη βάση των πελατών, τότε η εφαρμογή αναλαμβάνει να διεκπεραιώσει την δρομολόγηση λαμβάνοντας τις αποστάσεις των νέων πελατών,μόνο με τους υπόλοιπους πελάτες του δρομολογίου της ημέρας. Στην περίπτωση αυτή, μετά την εύρεση της βέλτιστης διαδρομής εμφανίζεται ένα επιπλέον κουμπί, όπως φαίνεται στο σχήμα 5.4, το οποίο ενημερώνει τη βάση πελατών και συμπληρώνει τη βάση αποστάσεων υπολογίζοντας τις αποστάσεις των νέων πελατών από το σύνολο του πελατολογίου της επιχείρησης. Ο σκοπός της διαδικασίας αυτής, έγκειται στο να πραγματοποιηθεί άμεσα και γρήγορα η εύρεση του δρομολογίου, ώστε να έχει ο οδηγός σαφές πλάνο πριν αποχωρήσει από το κέντρο διανομής και έπειτα να ακολουθήσει η χρονοβόρα αλλά απαραίτητη διαδικασία ενημέρωσης της βάσης των αποστάσεων.



Σχήμα 5.4: Οθόνη με το κουμπί Ενημέρωση Βάσης

Κεφάλαιο 6

Παρουσίαση αποτελεσμάτων

Σε αυτό το κεφάλαιο παρατίθενται τα αποτελέσματα του αλγορίθμου για τα προβλήματα του Πλανόδιου Πωλητή (TSP) και της Δρομολόγησης Αποθεμάτων (IRP). Οι αλγόριθμοι υλοποιήθηκαν σε περιβάλλον MATLAB R2013a. Ο υπολογιστής που χρησιμοποιήθηκε για την επίλυση των αλγορίθμων είναι Intel ® Core ™ i5 CPU M520 @ 2.40GHz με μνήμη RAM 3,86GB και λογισμικό Windows 7 Home Premium SP1 στα 64-bit. Ελέγχθηκαν διάφορες τιμές για τις παραμέτρους του προβλήματος και επιλέχθηκαν αυτές με τα καλύτερα αποτελέσματα όσον αφορά την ποιότητα της λύσης και τον υπολογιστικό χρόνο που χρειάστηκε για την εύρεση της. Για το πρόβλημα TSP οι επιλεχθείσες παράμετροι είναι ο αριθμός των επαναλήψεων που καθορίστηκε στις 100.000, το μέγεθος της λίστας tabu (tabu tenure) που είναι ίση με το 25% των πελατών, η ανακατεύθυνση της αναζήτησης στην καλύτερη μέχρι εκείνη τη στιγμή λύση όταν η τρέχουσα λύση ξεπεράσει κατά 50% τη βέλτιστη. Τέλος, στο πρόβλημα IRP το απόθεμα των πελατών πριν την έναρξη του κύκλου, από παραδοχή πήρε την τιμή της ημερήσιας ζήτησης καθενός πελάτη. Η παραδοχή αυτή έγινε λόγω έλλειψης στοιχείων από τη βιβλιογραφία. Για αυτόν ακριβώς το λόγο, οι λύσεις του IRP συγκρίνονται με αυτές πριν τη βελτιστοποίηση και όχι με τις καλύτερες γνωστές λύσεις.

6.1 Αποτελέσματα προβλήματος Πλανόδιου Πωλητή (TSP)

Για το πρόβλημα TSP χρησιμοποιήθηκαν δέκα παραδείγματα (instances). Κάθε παράδειγμα περιγράφεται από το όνομα και το μέγεθος του στην TSPLIB, π.χ. το παράδειγμα με όνομα eil51 περιέχει 51 κόμβους , δηλαδή 50 πελάτες και το κέντρο διανομής. Στον πίνακα 6.1 παρουσιάζονται τα αποτελέσματα του αλγορίθμου TSP με τις δύο παραλλαγές του, οι οποίες αφορούν τον υπολογισμού της αρχικής λύσης. Στην 1η στήλη του πίνακα αναγράφονται τα ονόματα των παραδειγμάτων και στη 2η ο αριθμός των κόμβων. Η 3η στήλη παρουσιάζει τις βέλτιστες λύσεις των παραδειγμάτων όπως αυτές δίνονται από την TSPLIB [7]. Στην 4η και 5η στήλη, εμφανίζονται οι λύσεις του αλγορίθμου υπολογίζοντας την αρχική λύση με τη μέθοδο του Μακρινότερου Γείτονα (FN) και η ποσοστιαία απόκλιση τους από τις βέλτιστες τιμές, αντίστοιχα. Ομοίως, στις στήλες 6 και 7, με μόνη διαφορά τον υπολογισμό της αρχικής λύσης, η οποία πραγματοποιήθηκε με τη μέθοδο του Πλησιέστερου Γείτονα (NN).

Πίνακας 6.1: Αποτελέσματα αλγορίθμου TSP

Παράδειγμα	Αριθμός κόμβων	Μέχρι στιγμής βέλτιστο	FN	Απόκλιση(%)	NN	Απόκλιση(%)
eil51	51	426	445.57	4.59	459.03	7.75
eil76	76	538	591.63	9.97	599.87	11.5
eil101	101	629	721.02	14.63	713.99	13.51
kroA100	100	21282	23241	9.2	24290	14.13
kroB100	100	22141	22855	3.22	27076	22.29
kroC100	100	20749	23173	11.68	25661	23.67
kroE100	100	22068	24028	8.88	26077	18.17
kroA150	150	26524	30487	14.94	31767	19.77
kroA200	200	29368	33693	14.73	33769	14.99
kroD100	100	21294	23658	11.1	26225	23.16
ch130	130	6110	6599.8	8.02	7020.3	14.9
ch150	150	6528	6910.5	5.86	8113.5	24.29
ch198	198	15780	17709	12.22	18301	15.98

Τα αποτελέσματα του TSP είναι ικανοποιητικά μόνο για την περίπτωση του Μακρινότερου Γείτονα με αποκλίσεις που κυμαίνονται από 3.22% μέχρι 14.94%. Οι υψηλότερες αποκλίσεις εμφανίζονται σε προβλήματα με μεγάλο αριθμό πελατών. Αντίθετα, στην περίπτωση του Πλησιέστερου Γείτονα οι αποκλίσεις είναι ιδιαίτερα υψηλές και μόνο στο παράδειγμα eil101 η λύση είναι καλύτερη από την άλλη μέθοδο.

6.2 Αποτελέσματα προβλήματος Δρομολόγησης Αποθεμάτων (IRP)

Για το πρόβλημα του IRP χρησιμοποιήθηκαν 10 παραδείγματα (instances) που δημιουργήθηκαν από Zachariadis,E. E.,et al. (2009) [9]. Τα παραδείγματα αυτά περιλαμβάνουν χρονικό ορίζοντα 7 χρονικών μονάδων, αντιπροσωπεύοντας μια μέρα η καθεμία. Ο αριθμός των πελατών κυμαίνεται από 30 έως 210, αυξανόμενος κατά 20 σε κάθε παράδειγμα. Τα υπόλοιπα δεδομένα που περιέχουν τα παραδείγματα αυτά είναι οι συντεταγμένες των πελατών και του κέντρου διανομής, η ημερήσια ζήτηση και το μοναδιαίο κόστος αποθεματοποίησης των πελατών. Τέλος, τα δεδομένα του στόλου οχημάτων δηλαδή ο αριθμός τους K και η χωρητικότητα Q του καθενός.

Στον πίνακα 6.2 παρουσιάζονται οι λύσεις του αλγορίθμου υπολογίζοντας την αρχική λύση TSP με τη μέθοδο του Μακρινότερου Γείτονα. Στην 1η στήλη αναγράφονται τα ονόματα των παραδειγμάτων. Οι αριθμοί που εμφανίζονται στο όνομα του παραδείγματος είναι ο αριθμός των πελατών και ο χρονικός ορίζοντας αντίστοιχα. Στις τρεις επόμενες στήλες είναι η καλύτερη λύση που βρήκε το πρόγραμμα και αναφέρει το κόστος μεταφοράς, το κόστος αποθεματοποίησης και το συνολικό κόστος. Τέλος, γίνεται σύγκριση με το κόστος της αρχικής λύσης.

Πίνακας 6.2: Αποτελέσματα 1ης περίπτωσης αλγορίθμου IRP

Παράδειγμα	**Κόστος μεταφοράς**	**Κόστος αποθεματοποίησης**	**Συνολικό κόστος**	**Αρχικό κόστος**	**Ποσοστιαία μείωση (%)**
p_30-7	25023	23442	48465	58071	-16.54
p_50-7	40927	44974	85901	101766	-15.59
p_70-7	37392	50252	87644	102757	-14.71
p_90-7	45328	73778	119106	141420	-15.78
p_110-7	55643	68896	124539	151546	-17.82
p_130-7	60327	79252	139579	166100	-15.97
p_150-7	95281	95312	190593	226941	-16.02
p_170-7	118021	108215	226236	264959	-14.61
p_190-7	147173	124217	271390	319575	-15.08
p_210-7	175081	133686	308767	361257	-14.53

Αντίστοιχα, στον πίνακα 6.3 αναγράφονται οι λύσεις που βρέθηκαν με τη μέθοδο του Πλησιέστερου Γείτονα για την εύρεση της αρχικής λύσης.

Πίνακας 6.3: Αποτελέσματα 2ης περίπτωσης αλγορίθμου IRP

Παράδειγμα	**Κόστος μεταφοράς**	**Κόστος αποθεματοποίησης**	**Συνολικό κόστος**	**Αρχικό κόστος**	**Ποσοστιαία μείωση (%)**
p_30-7	26477	21898	48375	58054	-16.67
p_50-7	41388	44784	86172	103309	-16.59
p_70-7	40061	50208	90269	105702	-14.6
p_90-7	47296	72484	119780	142683	-16.05
p_110-7	55497	70324	125821	148801	-15.44
p_130-7	66151	79410	145561	170515	-14.63
p_150-7	80720	98648	179368	213550	-16.01
p_170-7	119215	110033	229248	261310	-12.27
p_190-7	145784	127694	273478	322675	-15.25
p_210-7	182125	142183	324308	373223	-13.11

Όπως εύκολα παρατηρείται η 1η περίπτωση, η μέθοδος του Μακρινότερου Γείτονα, παράγει καλύτερα αποτελέσματα. Πιο συγκεκριμένα, το 60% των παραδειγμάτων εμφανίζουν μεγαλύτερη ποσοστιαία μείωση ενώ στο 80% το κόστος είναι χαμηλότερο.

Κεφάλαιο 7

Συμπεράσματα και Μελλοντικές Κατευθύνσεις

Στην παραπάνω διπλωματική εργασία επιλύθηκαν τα προβλήματα του Πλανόδιου Πωλητή (TSP) και της Δρομολόγησης Αποθεμάτων (IRP) μρ τον αλγόριθμο της Περιορισμένης Αναζήτησης (Tabu Search) . Τα αποτελέσματα του TSP για την περίπτωση του υπολογισμού της αρχικής λύσης με τη μέθοδο του Μακρινότερου Γείτονα κρίνονται ιδιαίτερα ικανοποιητικά, σε αντίθεση με αυτές που υπολογίσθηκαν με τη μέθοδο του Πλησιέστερου Γείτονα. Κάτι που πιθανόν θα βελτίωνε περαιτέρω τις λύσεις, θα ήταν μια διαφορετική προσέγγιση στη μέθοδο της τοπικής αναζήτησης, αφαιρώντας όσο γίνεται την τυχαιότητα στις κινήσεις της αναζήτησης. Τα αποτελέσματα του IRP λόγω έλλειψης στοιχείων από τη βιβλιογραφία δεν συγκρίθηκαν με τα μέχρι στιγμής βέλτιστα. Αντίθετα,έγινε σύγκριση με τις αρχικές λύσεις. Οι βελτιώσεις που επιτεύχθηκαν είναι της τάξης του 15% που κρίνονται ικανοποιητικές. Οι λύσεις πιθανόν να βελτιώνονταν περισσότερο, εφόσον γινόταν εκ νέου τοπική αναζήτηση μετά το διαχωρισμό των διαδρομών στα οχήματα. Τέλος, η εφαρμογή που αναπτύχθηκε μπορεί να εξελιχθεί σε ένα πολύ χρήσιμο εργαλείο για μια μικρομεσαία επιχείρηση αφού έχει τη δυνατότητα να επεξεργάζεται πραγματικά δεδομένα και να επιστρέφει στο χρήστη ρεαλιστικές βέλτιστες διαδρομές. Μελλοντικά, η εφαρμογή θα μπορούσε να εξελιχθεί ώστε να επιλύει κι άλλα παραλλαγές του TSP, όπως το πρόβλημα TSP με χρονικά παράθυρα. Περαιτέρω, θα ήταν ενδιαφέρον να υπάρχει η δυνατότητα εξαγωγής των αποτελεσμάτων σε αρχεία συμβατά με τις συσκευές GPS των οχημάτων.

Βιβλιογραφία

[1] Ιωάννης Μαρινάκης και Αθανάσιος Μυγδαλάς. Συνδιαστική Βελτιστοποίηση. Σημειώσεις Μαθήματος, 2004.

[2] Ιωάννης Μαρινάκης και Αθανάσιος Μυγδαλάς. *Σχεδιασμός και Βελτιστοποίηση της Εφοδιαστικής Αλυσίδας*. Εκδόσεις σοφία, Θεσσαλονίκη, 2008.

[3] Ιωάννης Ρογδάκης. Μεμετικός Αλγόριθμος Πολλαπλών Πληθυσμών-Νησιών στο Πρόβλημα VRP. Διπλωματική Εργασία, Πολυτεχνείο Κρήτης, Σχολή Μηχανικών Παραγωγής και Διοίκησης, 2009.

[4] Sumanta Basu. Tabu search implementation on traveling salesman problem and its variations: A literature survey. *American Journal of Operations Research*, 2:163–173, 2012.

[5] Fred Glover. Tabu search. *Part I," ORSA Journal on Computing*, pages 190–206, 1989.

[6] Patrick Jaillet, Jonathan F. Bard, Liu Huang, and Moshe Dror. Delivery cost approximations for inventory routing problems in a rolling horizon framework. *Transportation Science*, 3:292–300, 2002.

[7] Yannis Marinakis, Magdalene Marinaki, and Georgios Dounias. Honey bees mating optimization algorithm for the euclidean traveling salesman problem. *Information Sciences*, 2011. Special Issue on Interpretable Fuzzy Systems.

[8] Beatrice Ombuki-Berman and Franklin T. Hanshar. Using genetic algorithms for multi-depot vehicle routing,. In Francisco Babtista Pereira and Jorge Tavares, editors, *Bio-inspired Algorithms for the Vehicle Routing Problem*, volume 161, pages 77–99. Springer, 2009.

[9] Emmanouil E. Zachariadis, Christos D. Tarantilis, and Chris T. Kiranoudis. An integrated local search method for inventory and routing decisions. *Expert Systems with Applications*, 2009.