



Ευρωπαϊκή Ένωση
Ευρωπαϊκό Ταμείο
Περιφερειακής Ανάπτυξης

ΕΠΑνεΚ 2014-2020
ΕΠΙΧΕΙΡΗΣΙΑΚΟ ΠΡΟΓΡΑΜΜΑ
ΑΝΤΑΓΩΝΙΣΤΙΚΟΤΗΤΑ
ΕΠΙΧΕΙΡΗΜΑΤΙΚΟΤΗΤΑ
ΚΑΙΝΟΤΟΜΙΑ



Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

ΕΠΙΧΕΙΡΗΣΙΑΚΟ ΠΡΟΓΡΑΜΜΑ ΑΝΤΑΓΩΝΙΣΤΙΚΟΤΗΤΑ ΕΠΙΧΕΙΡΗΜΑΤΙΚΟΤΗΤΑ ΚΑΙΝΟΤΟΜΙΑ

ΔΡΑΣΗ ΕΘΝΙΚΗΣ ΕΜΒΕΛΕΙΑΣ:
«Ερευνώ-Δημιουργώ-Καινοτομώ»

ΒΕΛΟΣ

Βελτιστοποίηση Μεταφορών με Αλγόριθμους Ελέγχου
Οπισθοπίεσης

Π1.2

Σχεδιασμός αλγόριθμου δρομολόγησης-
χρονοπρογραμματισμού βασισμένου στην τεχνική
backpressure

Ημερομηνία	Μήνας 9, 28/04/2022 Μήνας 12, 28/07/2022
Ενότητα Εργασίας	Ε.Ε.1
Είδος	Αναφορά
Κατάσταση έγκρισης	Υποβληθέν
Έκδοση	7
Αριθμός σελίδων	64
Όνομα αρχείου	VELOS_Paradoteo_1.2_master_final.docx
Σύνοψη	Στο Παραδοτέο «Π1.2 - Σχεδιασμός αλγόριθμου δρομολόγησης-χρονοπρογραμματισμού βασισμένου στην τεχνική backpressure» περιλαμβάνονται όλες οι δραστηριότητες για την πρώτη σχεδίαση ενός



ΕΠΑνεΚ 2014-2020
ΕΠΙΧΕΙΡΗΣΙΑΚΟ ΠΡΟΓΡΑΜΜΑ
ΑΝΤΑΓΩΝΙΣΤΙΚΟΤΗΤΑ
ΕΠΙΧΕΙΡΗΜΑΤΙΚΟΤΗΤΑ
ΚΑΙΝΟΤΟΜΙΑ



Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

αλγόριθμοι δρομολόγησης και χρονοπρογραμματισμού, που θα χρησιμοποιηθεί στην καρδιά του πληροφοριακού συστήματος για τη λήψη αποφάσεων σχετικά με τον προγραμματισμό χρόνου και προορισμού παράδοσης φορτωτικών ανάλογα με διάφορα κριτήρια. Αρχικά γίνεται μια σύντομη βιβλιογραφική ανασκόπηση των τεχνικών χρονοπρογραμματισμού που αφορούν στην ευρύτερη επιστημονική περιοχή. Στη συνέχεια πραγματοποιείται βιβλιογραφική ανασκόπηση ειδικότερα των τεχνικών χρονοπρογραμματισμού οπισθοπίεσης (backpressure) που ενδιαφέρουν περισσότερο για τη σχεδίαση του ζητούμενου αλγόριθμου. Σκοπός των δύο ανασκοπήσεων είναι η συγκέντρωση των επιθυμητών χαρακτηριστικών που θα συμπεριληφθούν τελικά στη σχεδίαση του ζητούμενου αλγόριθμου. Τέλος, με βάση αυτά τα χαρακτηριστικά, πραγματοποιείται η πρώτη σχεδίαση του ζητούμενου αλγόριθμου. Η σχεδίαση είναι πιο γενική από αυτή που απαιτείται για τις ιδιαίτερες ανάγκες της RMR, με σκοπό να παρέχει ένα γενικό εργαλείο λήψης αποφάσεων με πολλές δυνατότητες προσαρμογής και επέκτασης, ώστε να καλύψει ενδεχόμενες αυξημένες απαιτήσεις της RMR στο εγγύς ή μακρινό μέλλον αφενός, και αφετέρου να αποτελέσει μια στερεή ερευνητική βάση για τις αντίστοιχες ανάγκες του έργου. Παρουσιάζεται και αναλύεται η πρώτη έκδοση του εν λόγω αλγόριθμου, η οποία θα αξιολογηθεί, βελτιωθεί και ενδεχομένως επεκταθεί στα πλαίσια του Παραδοτέου Π2.1.



ΕΠΑνΕΚ 2014-2020
ΕΠΙΧΕΙΡΗΣΙΑΚΟ ΠΡΟΓΡΑΜΜΑ
ΑΝΤΑΓΩΝΙΣΤΙΚΟΤΗΤΑ
ΕΠΙΧΕΙΡΗΜΑΤΙΚΟΤΗΤΑ
ΚΑΙΝΟΤΟΜΙΑ



Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

Αυτή η σελίδα αφέθηκε σκόπιμα κενή

Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

Ιστορικό εκδόσεων

Έκδοση	Ημερομηνία	Περιγραφή	Αναθεώρηση
1	18/09/2021	Πρότυπο παραδοτέου	
2	28/02/2022	Πίνακας Περιεχομένων και αρχικό/εισαγωγικό περιεχόμενο	
3	04/04/2022	Προσθήκη κεφαλαίου 2 και 3	
4	23/05/2022	Προσθήκη κεφαλαίου 4	
5	15/06/2022	Προσθήκη κεφαλαίου 5	
6	12/07/2022	Προσθήκη κεφαλαίου 6 και συνολική επιμέλεια κειμένου	
7	28/07/2022	Τελική έκδοση	

Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

Λίστα συγγραφέων

Οργανισμός	Όνοματεπώνυμο	Στοιχεία επικοινωνίας
Τμήμα Πληροφορικής, Ιόνιο Πανεπιστήμιο	Φοίβος Μυλωνάς	Πλατεία Τσιριγώτη 7, Τ.Κ. 49132 Κέρκυρα, Ελλάδα Τηλ.: 26610 87741
Τμήμα Πληροφορικής, Ιόνιο Πανεπιστήμιο	Παναγιώτης Κουρουθανάσης	Πλατεία Τσιριγώτη 7, Τ.Κ. 49132 Κέρκυρα, Ελλάδα Τηλ.: 26610 87756
Τμήμα Πληροφορικής, Ιόνιο Πανεπιστήμιο	Βασίλειος Καρυώτης	Πλατεία Τσιριγώτη 7, Τ.Κ. 49132 Κέρκυρα, Ελλάδα Τηλ.: 26610 87756
Τμήμα Πληροφορικής, Ιόνιο Πανεπιστήμιο	Παναγιώτης Βλάμος	Πλατεία Τσιριγώτη 7, Τ.Κ. 49132 Κέρκυρα, Ελλάδα Τηλ.: 26610 87757
Τμήμα Περιφερειακής Ανάπτυξης, Ιόνιο Πανεπιστήμιο	Στέργιος Παλαμάς	Τζεβελέκη & Φιλοσόφων, Τ.Κ. 31100 Λευκάδα, Ελλάδα Τηλ.: 26450-26160
Τμήμα Πληροφορικής, Ιόνιο Πανεπιστήμιο	Γεώργιος Βούτος	Πλατεία Τσιριγώτη 7, Τ.Κ. 49132 Κέρκυρα, Ελλάδα Τηλ.: 26610 87757
Τμήμα Πληροφορικής, Ιόνιο Πανεπιστήμιο	Ελισάβετ Στάμου	Πλατεία Τσιριγώτη 7, Τ.Κ. 49132 Κέρκυρα, Ελλάδα Τηλ.: 26610 87756
Τμήμα Πληροφορικής, Ιόνιο Πανεπιστήμιο	Ειρήνη Μαθέ	Πλατεία Τσιριγώτη 7, Τ.Κ. 49132 Κέρκυρα, Ελλάδα Τηλ.: 26610 87756
Τμήμα Πληροφορικής, Ιόνιο Πανεπιστήμιο	Κλειώ Στάμου	Πλατεία Τσιριγώτη 7, Τ.Κ. 49132 Κέρκυρα, Ελλάδα

Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

		Τηλ.: 26610 87756
Τμήμα Πληροφορικής, Ιόνιο Πανεπιστήμιο	Ιωάννης Καθενιώτης	Πλατεία Τσιριγώτη 7, Τ.Κ. 49132 Κέρκυρα, Ελλάδα Τηλ.: 26610 87756
Τμήμα Πληροφορικής, Ιόνιο Πανεπιστήμιο	Αθανασία Τσακίρη	Πλατεία Τσιριγώτη 7, Τ.Κ. 49132 Κέρκυρα, Ελλάδα Τηλ.: 26610 87756
Τμήμα Πληροφορικής, Ιόνιο Πανεπιστήμιο	Έλενα Κουμεντάκου	Πλατεία Τσιριγώτη 7, Τ.Κ. 49132 Κέρκυρα, Ελλάδα Τηλ.: 26610 87756
Τμήμα Πληροφορικής, Ιόνιο Πανεπιστήμιο	Ελένη Στάη	Πλατεία Τσιριγώτη 7, Τ.Κ. 49132 Κέρκυρα, Ελλάδα Τηλ.: 26610 87756



Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

Περίληψη

Το έργο ΒΕΛΟΣ εστιάζει στις δραστηριότητες των μικρο-μεσαίων μεταφορικών εταιρειών, και ειδικότερα στις ανάγκες της RMR, η οποία είναι μια μικρο-μεσαία επιχείρηση (Small-Medium Enterprise, SME) που δραστηριοποιείται στις μεταφορές αγαθών εξειδικευμένης διαχείρισης. Μεταξύ άλλων, ένα βασικό πρόβλημα της RMR, και αντίστοιχων μικρο-μεσαίων εταιρειών που δραστηριοποιούνται στον κλάδο των μεταφορών, είναι αυτό της βέλτιστης ανάθεσης πόρων (φορτωτικών, οχημάτων, χρονοδιαγραμμάτων, κλπ.) και χρονοπρογραμματισμού των αναγκών μεταφορών και/ή συνοδευτικών ενεργειών (π.χ. πακετάρισμα-packaging) σε ημερήσια/εβδομαδιαία/μηνιαία/ετήσια βάση μεταξύ των σημείων ενδιαφέροντος, ώστε να εξασφαλιστεί ότι το ανεκτέλεστο κάθε μέρας (εκκρεμείς παραδόσεις σε αναμονή-αποθήκη) και ο μέσος χρόνος παράδοσης παραμένουν οριοθετημένα (πιθανά και ελεγχόμενα), ενώ ελαχιστοποιούνται άλλα κριτήρια βέλτιστης λειτουργίας, π.χ. κόστος μεταφοράς, αποθήκευσης, συντήρησης στόλου, χρόνος παράδοσης, κλπ.

Τα παραπάνω ζητήματα είναι πολύ σημαντικά για την RMR, όπως και για κάθε αντίστοιχη μικρο-μεσαία επιχείρηση του κλάδου, καθώς μπορεί να αποβούν κρίσιμα για τη λειτουργία της και τις απαραίτητες οικονομίες κλίμακας που πρέπει να γίνουν σε μια παγκοσμιοποιημένη πλέον αγορά. Αυτή η ανάγκη, η οποία σε άλλες χώρες, π.χ. ΗΠΑ, Βρετανία, κλπ., έχει προκύψει εδώ και δεκαετίες, έχει πλέον παγιωθεί και στην Ελλάδα, τόσο λόγω της ανόδου τα τελευταία χρόνια του ηλεκτρονικού λιανεμπορίου, όσο και της αύξησης της ζήτησης που προέκυψε από την πανδημία COVID-19.

Η RMR θα κληθεί να καλύψει αυξημένη ζήτηση αιτούμενων μεταφορών με μεγαλύτερη ποικιλία σε σχέση με το παρελθόν, εν δυνάμει από/σε εγχώριες και διεθνείς τοποθεσίες. Η ανάγκη αναμένεται να αυξηθεί περαιτέρω καθώς η Χώρα μας



Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

έχει επιλέξει στρατηγικά την ενίσχυση του ρόλου της ως διακομιστικό κέντρο-πύλη από αγορές της Ασίας προς την υπόλοιπη Ευρώπη.

Το πρόβλημα που ανακύπτει σε κάθε τέτοια επιχείρηση είναι αυτό ενός δικτύου διανομής με πηγές και προορισμούς, μέσα από το οποίο ζητείται να μεταφερθούν εμπορεύματα διαφορετικού τύπου. Σε κάθε ενδιάμεσο κόμβο υπάρχουν «ουρές» αγαθών, και ο στόχος είναι να ελαχιστοποιηθεί ο συνολικός μέσος χρόνος παράδοσης κάθε αγαθού, ενώ το δίκτυο διατηρείται σε σταθερή κατάσταση, δηλαδή ότι αθροιστικά όλες οι ουρές αναμονής σε όλους τους σταθμούς διατηρούνται πεπερασμένες. Επιπρόσθετοι στόχοι, όπως π.χ. μειωμένη κατανάλωσης ενέργειας, λειτουργικού κόστους, κλπ., μπορούν να τεθούν επιπλέον κατ' απαίτηση.

Για την αντιμετώπιση αντίστοιχων προβλημάτων έχουν προταθεί αρκετές προσεγγίσεις. Μερικές από τις πιο συχνά χρησιμοποιούμενες είναι ο δυναμικός προγραμματισμός και βέλτιστος στοχαστικός έλεγχος, ο κυρτός και μικτός-διακριτός προγραμματισμός, και η μηχανική μάθηση. Όλες οι παραπάνω τεχνικές εμφανίζουν δύο κοινά σημεία δυσκολίας: α) είναι υπολογιστικά απαιτητικές, και β) βασίζονται σε κεντροποιημένους αλγόριθμους.

Το έργο ΒΕΛΟΣ φιλοδοξεί να αντιμετωπίσει το παραπάνω πρόβλημα στο πλαίσιο της εφαρμογής εταιρειών μεταφορών με μια πρωτοποριακή προσέγγιση, βασισμένη στον αλγόριθμο δρομολόγησης-χρονοπρογραμματισμού οπισθοπίεσης (backpressure). Ο αλγόριθμος έχει χρησιμοποιηθεί εκτενώς σε δίκτυα επικοινωνιών και οδικά δίκτυα για τη μείωση της συμφόρησης κίνησης δεδομένων ή αυτοκινήτων αντίστοιχα. Στο έργο ΒΕΛΟΣ, ο αλγόριθμος backpressure θα χρησιμοποιηθεί για την επίλυση του προβλήματος κατανομής πόρων και διατήρησης σταθερής κατάστασης του συνολικού συστήματος, καθώς και επιπρόσθετων στόχων βελτιστοποίησης κριτηρίων λειτουργίας/επίδοσης για μικρομεσαίες εταιρείες μεταφορών.



Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

Το παρόν παραδοτέο Π1.2 παρουσιάζει όλες οι δραστηριότητες που έλαβαν χώρα για την πρώτη σχεδίαση ενός αλγόριθμου δρομολόγησης και χρονοπρογραμματισμού, ο οποίος θα χρησιμοποιηθεί στην καρδιά του πληροφοριακού συστήματος για τη λήψη αποφάσεων σχετικά με τον προγραμματισμό χρόνου και προορισμού παράδοσης φορτωτικών σε σχέση με διάφορα κριτήρια που μπορούν να καθορίσουν την ποιότητα υπηρεσίας. Αρχικά γίνεται μια σύντομη βιβλιογραφική ανασκόπηση των τεχνικών χρονοπρογραμματισμού που αφορούν στην ευρύτερη επιστημονική περιοχή. Στη συνέχεια πραγματοποιείται βιβλιογραφική ανασκόπηση ειδικότερα των τεχνικών χρονοπρογραμματισμού backpressure που ενδιαφέρουν περισσότερο για τη σχεδίαση του ζητούμενου αλγόριθμου. Σκοπός των δύο ανασκοπήσεων είναι η συγκέντρωση των επιθυμητών χαρακτηριστικών που θα συμπεριληφθούν τελικά στη σχεδίαση του ζητούμενου αλγόριθμου. Τέλος, με βάση αυτά τα χαρακτηριστικά, πραγματοποιείται η πρώτη σχεδίαση του ζητούμενου αλγόριθμου. Η σχεδίαση είναι πιο γενική από αυτή που απαιτείται για τις ιδιαίτερες ανάγκες της RMR, με σκοπό να παρέχει ένα γενικό εργαλείο λήψης αποφάσεων με πολλές δυνατότητες προσαρμογής και επέκτασης, ώστε να καλύψει ενδεχόμενες αυξημένες απαιτήσεις της RMR στο εγγύς ή μακρινό μέλλον αφενός, και αφετέρου να αποτελέσει μια στέρεη ερευνητική βάση για τις αντίστοιχες ανάγκες του έργου. Παρουσιάζεται και αναλύεται η πρώτη έκδοση του εν λόγω αλγόριθμου, η οποία θα αξιολογηθεί, βελτιωθεί και ενδεχομένως επεκταθεί στα πλαίσια του Παραδοτέου Π2.1.



Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

Συντομογραφίες και ακρωνύμια

Συντομογραφία	Επεξήγηση
BP	Back-pressure (Οπισθοπίεση)
IoT	Internet of Things (Διαδίκτυο των Πραγμάτων)
MWM	Maximum Weight Matching (Ταίριασμα Μέγιστου Βάρους)
QoS	Quality-of-Service (Ποιότητα Υπηρεσίας)
SCM	Supply Chain Management (Διαχείριση Εφοδιαστικής Αλυσίδας)
SME	Small-Medium Enterprise (Μικρο-μεσαία Επιχείρηση)
SOTA	State-of-the-Art (Τεχνολογία Αιχμής)



Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

Περιεχόμενα

1. Εισαγωγή.....	14
2. Αλγόριθμοι Χρονοπρογραμματισμού.....	18
2.1 Χρονοπρογραμματισμός	18
2.2 Χρονοπρογραμματισμός στην Εφοδιαστική Αλυσίδα	26
3. Τεχνική Backpressure: Σχετική Βιβλιογραφία & Εφαρμογές.....	31
3.1 Εφαρμογές του Αλγόριθμου Backpressure	31
3.2 Βασική ορολογία.....	34
4. Παραλλαγές Αλγορίθμου Backpressure.....	37
4.1 Στοιχειώδης Αλγόριθμος Backpressure.....	37
4.2 Αλγόριθμοι Backpressure με Χρονικούς Περιορισμούς.....	40
4.3 Αλγόριθμοι Backpressure με Φραγμένες Ουρές.....	46
5. Σχεδιασμός Αλγόριθμου Χρονοπρογραμματισμού	49
5.1 Κίνητρα.....	49
5.2 Μοντέλο Συστήματος & Συμβολισμός.....	50
5.3 Υποθέσεις	53
5.4 Χρονική κλίμακα	53
5.5 Βασική ιδέα σχεδίασης	54
5.6 Περιγραφή της από κοινού διαδικασίας προγραμματισμού-δρομολόγησης.....	55
5.7 Συναρτήσεις Πίεσης.....	60
6. Επόμενα βήματα.....	62
Αναφορές	64



Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

Κατάλογος Εικόνων

Εικόνα 1 – Παράδειγμα δρομολόγησης backpressure [Wikipedia] 36



Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

Κατάλογος Πινάκων

Πίνακας 1 - Συνοπτική παρουσίαση επιλεγμένων τεχνικών χρονοπρογραμματισμού	21
Πίνακας 2 - Συνοπτική παρουσίαση τεχνικών χρονοπρογραμματισμού με έμφαση στην εφοδιαστική αλυσίδα	28
Πίνακας 3 - Περιοχές εφαρμογής αλγόριθμου backpressure και βασικά χαρακτηριστικά	33



Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

1. Εισαγωγή

Το έργο ΒΕΛΟΣ εστιάζει στις δραστηριότητες των μικρο-μεσαίων μεταφορικών εταιρειών, και ειδικότερα στις ανάγκες της RMR, η οποία είναι μια μικρο-μεσαία επιχείρηση (Small-Medium Enterprise, SME) που δραστηριοποιείται στις μεταφορές αγαθών εξειδικευμένης διαχείρισης. Μεταξύ άλλων, ένα βασικό πρόβλημα της RMR, και αντίστοιχων μικρο-μεσαίων εταιρειών που δραστηριοποιούνται στον κλάδο των μεταφορών, είναι αυτό της βέλτιστης ανάθεσης πόρων (φορτωτικών, οχημάτων, χρονοδιαγραμμάτων, κλπ.) και χρονοπρογραμματισμού των αναγκαίων μεταφορών και/ή συνοδευτικών ενεργειών (π.χ. πακετάρισμα-packaging) σε ημερήσια/εβδομαδιαία/μηνιαία/ετήσια βάση μεταξύ των σημείων ενδιαφέροντος, ώστε να εξασφαλιστεί ότι το ανεκτέλεστο κάθε μέρας (εκκρεμείς παραδόσεις σε αναμονή-αποθήκη) και ο μέσος χρόνος παράδοσης παραμένουν οριοθετημένα (πιθανά και ελεγχόμενα), ενώ ελαχιστοποιούνται άλλα κριτήρια βέλτιστης λειτουργίας, π.χ. κόστος μεταφοράς, αποθήκευσης, συντήρησης στόλου, χρόνος παράδοσης, κλπ.

Τα παραπάνω ζητήματα είναι πολύ σημαντικά για την RMR, όπως και για κάθε αντίστοιχη μικρο-μεσαία επιχείρηση του κλάδου, καθώς μπορεί να αποβούν κρίσιμα για τη λειτουργία της και τις απαραίτητες οικονομίες κλίμακας που πρέπει να γίνουν σε μια παγκοσμιοποιημένη πλέον αγορά. Αυτή η ανάγκη, η οποία σε άλλες χώρες, π.χ. ΗΠΑ, Βρετανία, κλπ., έχει προκύψει εδώ και δεκαετίες, έχει πλέον παγιωθεί και στην Ελλάδα, τόσο λόγω της ανόδου τα τελευταία χρόνια του ηλεκτρονικού λιανεμπορίου, όσο και της αύξησης της ζήτησης που προέκυψε από την πανδημία COVID-19.

Η RMR θα κληθεί να καλύψει αυξημένη ζήτηση αιτούμενων μεταφορών με μεγαλύτερη ποικιλία σε σχέση με το παρελθόν, εν δυνάμει από/σε εγχώριες και διεθνείς τοποθεσίες. Η ανάγκη αναμένεται να αυξηθεί περαιτέρω καθώς η χώρα μας έχει αποφασίσει στρατηγικά να γίνει διακομιστικό κέντρο προς την υπόλοιπη Ευρώπη.



Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

Το πρόβλημα που ανακύπτει είναι αυτό ενός δικτύου διανομής με πηγές και προορισμούς, μέσα από το οποίο ζητείται να μεταφερθούν εμπορεύματα διαφορετικού τύπου. Σε κάθε ενδιάμεσο κόμβο υπάρχουν ουρές αγαθών, και ο στόχος είναι να ελαχιστοποιηθεί ο συνολικός μέσος χρόνος παράδοσης κάθε αγαθού, ενώ το δίκτυο διατηρείται σε σταθερή κατάσταση, δηλαδή ότι αθροιστικά όλες οι ουρές αναμονής σε όλους τους σταθμούς διατηρούνται πεπερασμένες. Επιπρόσθετοι στόχοι, όπως π.χ. μειωμένη κατανάλωσης ενέργειας, λειτουργικού κόστους, κλπ., μπορούν να τεθούν κατ' απαίτηση.

Για την αντιμετώπιση αντίστοιχων προβλημάτων έχουν προταθεί αρκετές προσεγγίσεις. Μερικές από τις πιο συχνά χρησιμοποιούμενες είναι ο δυναμικός χρονοπρογραμματισμός, βέλτιστος στοχαστικός έλεγχος, ο κυρτός και μικτός-διακριτός προγραμματισμός, και η μηχανική μάθηση. Όλες οι παραπάνω προσεγγίσεις εμφανίζουν δύο κοινές προκλήσεις: α) είναι υπολογιστικά απαιτητικές, και β) βασίζονται κατά βάση σε κεντροποιημένους αλγορίθμους.

Το έργο ΒΕΛΟΣ φιλοδοξεί να αντιμετωπίσει το παραπάνω πρόβλημα στο πλαίσιο της εφαρμογής εταιρειών μεταφορών με μια πρωτοποριακή προσέγγιση, βασιζόμενη στον αλγόριθμο δρομολόγησης-χρονοπρογραμματισμού οπισθοπίεσης (backpressure). Ο αλγόριθμος έχει χρησιμοποιηθεί εκτενώς σε δίκτυα επικοινωνιών και οδικά δίκτυα για τη μείωση της συμφόρησης κίνησης δεδομένων ή αυτοκινήτων. Στο ΒΕΛΟΣ, ο αλγόριθμος backpressure θα χρησιμοποιηθεί για την επίλυση του προβλήματος κατανομής πόρων και διατήρησης σταθερής κατάστασης, καθώς και επιπρόσθετων στόχων βελτιστοποίησης κριτηρίων λειτουργίας/επίδοσης για μικρομεσαίες εταιρείες μεταφορών.

Το παρόν παραδοτέο Π1.2 εστιάζει στην ανάλυση των ζητημάτων που άπτονται του βασικού προβλήματος χρονοπρογραμματισμού που θα αντιμετωπιστεί στα πλαίσια του έργου ΒΕΛΟΣ, και κατά βάση στη σχεδίαση του βασικού αλγορίθμου που θα



Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

χρησιμοποιηθεί στην υλοποίηση του Πληροφοριακού Συστήματος στα πλαίσια του έργου. Αρχικά θα γίνει μια πολύ σύντομη ανασκόπηση στο πρόβλημα του χρονοπρογραμματισμού και τις διάφορες μαθηματικές προσεγγίσεις που έχουν προταθεί στο παρελθόν, καθώς και πρόσφατα, για την επίλυση παρόμοιων προβλημάτων. Στη συνέχεια παρουσιάζεται μια περιεκτική ανασκόπηση μιας ειδικής κατηγορίας αλγορίθμων χρονοπρογραμματισμού, των αλγορίθμων οπισθοπίεσης (backpressure), με σκοπό την αποκρυστάλλωση των ειδικών χαρακτηριστικών αυτής της οικογένειας που θα φανούν χρήσιμα στη σχεδίαση του αλγόριθμου του έργου ΒΕΛΟΣ. Τέλος θα παρουσιαστεί η πρώτη σχεδίαση του εν λόγω αλγόριθμου, ως αποτέλεσμα των απαιτήσεων λειτουργίας που προέκυψαν από το Παραδοτέο Π1.1, και των χαρακτηριστικών επιθυμητών ιδιοτήτων που αναγνωρίστηκαν στα προηγούμενα κεφάλαια του παραδοτέου.

Επισημαίνεται ότι η σχεδίαση του αλγόριθμου που παρουσιάζεται στο παρόν παραδοτέο είναι μια πρώτη και γενική έκδοση του αλγόριθμου που θα μπορούσε να προκύψει. Λαμβάνοντας υπόψη τις γενικότερες ανάγκες μιας αντίστοιχης εταιρείας, στην παρούσα φάση σχεδιάστηκε ένας γενικός και άμεσα προσαρμόσιμος αλγόριθμος, ώστε να μπορεί να καλύψει μια πληθώρα απαιτήσεων (βλέπε Παραδοτέο Π1.1) και κλίμακας λειτουργίας. Παράλληλα θα λειτουργήσει ως πλατφόρμα ερευνητικής δραστηριότητας των μελών της ομάδας, αυξάνοντας το αντίστοιχο αποτύπωμα και αντίκτυπο για το έργο ΒΕΛΟΣ. Στη συνέχεια, τόσο στα πλαίσια της μελέτης επίδοσης (Παραδοτέο 2.1), όσο και στα πλαίσια της ανάπτυξης, υλοποίησης και ενσωμάτωσης του αλγόριθμου στο Πληροφοριακό Σύστημα της RMR, θα ληφθούν υπόψη οι ειδικές συνθήκες λειτουργίας και αντικειμενικών στόχων, και θα προκύψει μια πιο στοχευμένη έκδοση του αλγόριθμου που παρουσιάζεται στο παρόν παραδοτέο, κατάλληλη να καλύψει τις καθημερινές και πιο μακροπρόθεσμες ανάγκες της εταιρείας.



Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

Το υπόλοιπο του παραδοτέου δομείται ως εξής: Το **κεφάλαιο 2** (αλγόριθμοι χρονοπρογραμματισμού) παρουσιάζει μια σύντομη σύνοψη των τεχνικών χρονοπρογραμματισμού που έχουν προταθεί μέχρι σήμερα. Το **κεφάλαιο 3** (Τεχνική Backpressure: Σχετική Βιβλιογραφία & Εφαρμογές) αποτελεί μια εισαγωγή στον αλγόριθμο backpressure και μια σύντομη ανασκόπηση στις διάφορες εφαρμογές του. Το **κεφάλαιο 4** (Παραλλαγές Αλγορίθμου Backpressure) συγκεντρώνει τις διάφορες παραλλαγές που έχουν προταθεί ανά τις εφαρμογές μέχρι σήμερα, π.χ. απλός, με όρια στις ουρές/στην καθυστέρηση, κλπ., με σκοπό τη συγκέντρωση των χαρακτηριστικών που είναι επιθυμητά για τη σχεδίαση του ζητούμενου αλγόριθμου τελικά. Το **κεφάλαιο 5** (Σχεδιασμός Αλγορίθμου Χρονοπρογραμματισμού) αφιερώνεται στην παρουσίαση του σχεδιαζόμενου αλγορίθμου, και τέλος το **κεφάλαιο 6** (Επόμενα Βήματα) παραθέτει το βήματα και το χρονοδιάγραμμα που θα ακολουθηθεί για την ολοκλήρωση της έρευνας και αξιολόγησης επίδοσης του αλγόριθμου.

2. Αλγόριθμοι Χρονοπρογραμματισμού

Το παρόν κεφάλαιο παρουσιάζει συνοπτικά διάφορες προηγούμενες εργασίες από τη διαθέσιμη βιβλιογραφία για την επίτευξη βέλτιστου χρονοπρογραμματισμού σε διάφορες εφαρμογές και ειδικότερα στην εφοδιαστική αλυσίδα. Πιο συγκεκριμένα, αρχικά παρουσιάζεται μια ευρύτερη κατηγοριοποίηση των τεχνικών χρονοπρογραμματισμού που έχουν προταθεί ανεξαρτήτου εφαρμογής, ενώ στη συνέχεια, παρουσιάζονται προσεγγίσεις χρονοπρογραμματισμού με έμφαση σε εφαρμογές της εφοδιαστικής αλυσίδας. Επειδή οι αντίστοιχες περιοχές/υπο-περιοχές έρευνας είναι αρκετά εκτενείς, στο παρόν παραδοτέο γίνεται αναφορά σε κάποιες ενδεικτικές και πιο σχετικές προσεγγίσεις με το συγκεκριμένο αντικείμενο του παραδοτέου.

2.1 Χρονοπρογραμματισμός

Γενικότερα στο πεδίο του υπολογισμού (computing), ο **χρονοπρογραμματισμός (scheduling)** είναι η ανάθεση πόρων (resources) για την εκτέλεση εργασιών (tasks) [17]. Στις εφαρμογές, οι χρονοπρογραμματιστές (schedulers) είναι τμήματα λογισμικού (ή αλγόριθμοι) οι οποίοι σχεδιάζονται για: α) να διατηρούν όλους τους πόρους ενός υπολογιστικού συστήματος απασχολημένους (π.χ. ισορρόπηση φορτίου – load balancing), β) να επιτρέψουν σε πολλαπλούς χρήστες να μοιραστούν πόρους αποδοτικά ή να επιτύχουν μια ποιότητα-υπηρεσίας (quality-of-service, QoS) στόχο.

Οι χρονοπρογραμματιστές μπορεί να έχουν έναν ή περισσότερους από τους ακόλουθους στόχους, [18,19]:

- **μεγιστοποίηση ρυθμαπόδοσης** (maximizing throughput), όπου η ρυθμαπόδοση ορίζεται ως το σύνολο του έργου που ολοκληρώνεται στη μονάδα του χρόνου,

Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

- **ελαχιστοποίηση χρόνου αναμονής/καθυστερήσης** (minimizing wait time), ο οποίος αντιστοιχεί στο χρόνο από τη στιγμή που η εκάστοτε εργασία είναι έτοιμη μέχρι να εκκινήσει η επεξεργασία της,
- **ελαχιστοποίηση απόκριση** (minimizing latency/response time), όπου η απόκριση ορίζεται ως ο χρόνος που μεσολαβεί από τη στιγμή που η εργασία είναι έτοιμη, μέχρι να τελειώσει η επεξεργασία της,
- **μεγιστοποίηση ισονομίας** (maximizing fairness), όπου η ισονομία ορίζεται ως ομογενής πρόσβαση στους εκάστοτε πόρους του συστήματος.

Στην πράξη, οι παραπάνω στόχοι είναι πολλές φορές αντικρουόμενοι, (π.χ. η ρυθμαπόδοση με την απόκριση), και επομένως ο χρονοπρογραμματιστής πρέπει να καταλήξει σε κάποιο συμβιβασμό, ο οποίος εξαρτάται από το σύστημα και τις προτιμήσεις των χρηστών ή τους αντικειμενικούς στόχους λειτουργίας. Άλλοτε είναι αναγκαίο ο χρονοπρογραμματιστής να μπορεί να σεβαστεί χρονικές προθεσμίες, ενώ ο χρονοπρογραμματισμός μπορεί να απαιτηθεί να είναι κατανεμημένος, δηλαδή να εκτελεστεί και να υλοποιηθεί σε κατανεμημένες συσκευές, με ανταλλαγή δεδομένων μέσω δικτύου επικοινωνίας.

Η βασική αδρομερής κατηγοριοποίηση μεταξύ των διαθέσιμων αλγορίθμων χρονοπρογραμματισμού είναι μεταξύ **στοχαστικών (stochastic)** και **ευρετικών (heuristic)** αλγορίθμων [19]. Μια δεύτερη σημαντική και επίσης αδρομερής κατηγοριοποίηση είναι αυτή των **πρόσθιων (forward)** και **ανάδρομων (backward)** αλγορίθμων [17-19]. Ο πρόσθιος προγραμματισμός (forward scheduling) αφορά στον προγραμματισμό των εργασιών από τη στιγμή που οι σχετικοί πόροι γίνονται διαθέσιμοι για τον υπολογισμό, π.χ. του χρόνου φόρτωσης (ολοκλήρωσης) ή του χρόνου λήξης προθεσμίας. Από την άλλη ο ανάδρομος προγραμματισμός (backward scheduling) είναι ο προγραμματισμός των εργασιών από



το χρόνο λήξης προθεσμίας ανάποδα στο χρόνο μέχρι να υπολογιστεί ο απαιτούμενος χρόνος έναρξης ή αναγκαίες αλλαγές στη χωρητικότητα.

Ο χρονοπρογραμματισμός εφαρμόζεται σε μια πληθώρα εφαρμογών που άπτονται πολλών επιστημών και τεχνικών. Ενδεικτικά αναφέρονται οι επόμενες εφαρμογές και περιπτώσεις χρήσεις:

- **Διεργασίες παραγωγής (production processes):** Χρησιμοποιείται για τη βελτιστοποίηση της παραγωγής προϊόντων και αγαθών, π.χ. με μείωση κόστους, αύξηση παραγωγής στη μονάδα του χρόνου, κλπ.
- **Διαχείριση έργων/εργασιών (project management):** χρησιμοποιείται για την αποδοτικότερη οργάνωση εργασιών σε έργα ποικίλης κλίμακας, την ορθή κατανομή οικονομικών ή άλλων πόρων σε επιμέρους εργασίες προς αποφυγή καθυστερήσεων, την ορθή διαστασιολόγηση του έργου, κλπ.
- **Δρομολόγηση πακέτων σε δίκτυα Η/Υ (packet routing):** Χρησιμοποιείται στους διακομιστές των δικτύων για την αποδοτική διαχείριση των λαμβανόμενων πακέτων, τη μείωση των καθυστερήσεων από-άκρο-σε-άκρο, κλπ.
- **Διαχείριση εργασιών στα λειτουργικά συστήματα (OS scheduling):** Χρησιμοποιείται για την οργάνωση και αποδοτική εκτέλεση των εργασιών σε έναν Η/Υ με τρόπο ώστε να εξασφαλίζεται η βέλτιστη ταχύτητα απόκρισης στο χρήστη.

Εκτός από τις παραπάνω κατηγοριοποιήσεις σε στοχαστικές/ευρετικές, πρόσθιες/ανάστροφες προσεγγίσεις, μπορεί να γίνει ένας πιο λεπτομερής διαχωρισμός των προσεγγίσεων χρονοπρογραμματισμού, με βάση τη μαθηματική τεχνική στην οποία βασίζονται για την επίλυση του εκάστοτε προβλήματος και την επίτευξη των εκάστοτε αντικειμενικών στόχων, όπως τίθενται από τους χρήστες. Ο Πίνακας 1

παρουσιάζει αυτή την κατηγοριοποίηση μαζί με κάποια συνοπτικά σχόλια για την κάθε προσέγγιση που περιλαμβάνει.

Πίνακας 1 - Συνοπτική παρουσίαση επιλεγμένων τεχνικών χρονοπρογραμματισμού

Μέθοδος	Χαρακτηριστικά
Γραμμικός προγραμματισμός (Linear programming)	<p>Ο γραμμικός προγραμματισμός είναι μια τεχνική βελτιστοποίησης που χρησιμοποιεί γραμμικές αντικειμενικές συναρτήσεις και γραμμικούς περιορισμούς ισότητας και/ή ανισότητας. Η περιοχή λύσεων είναι ένα κυρτό πολύτοπο, το οποίο είναι ένα σύνολο που ορίζεται ως η συμβολή πεπερασμένων ημι-χώρων (half spaces) καθένας από τους οποίους ορίζεται με τη σειρά του από μια γραμμική ανισότητα. Η αντικειμενική συνάρτηση είναι μια γραμμική συνάρτηση πραγματικής τιμής η οποία ορίζεται στο παραπάνω πολύεδρο. Ένας αλγόριθμος γραμμικού προγραμματισμού βρίσκει ένα σημείο στο πολύτομο, όπου η αντικειμενική συνάρτηση έχει τη μικρότερη (ή μεγαλύτερη) τιμή, αν αυτό το σημείο υπάρχει, ανάλογα αν ζητείται ελαχιστοποίηση ή μεγιστοποίηση της αντικειμενικής συνάρτησης αντίστοιχα.</p> <p>Ο γραμμικός προγραμματισμός μπορεί να εφαρμοστεί σε πολλά πεδία. Χρησιμοποιείται στα μαθηματικά, στα οικονομικά και πολύ συχνά σε διάφορα προβλήματα μηχανικής φύσης. Οι εν λόγω βιομηχανίες που κάνουν εκτενή χρήση του περιλαμβάνουν τις μεταφορές, τον κλάδο ενέργειας, τις τηλεπικοινωνίες και την παραγωγή.</p>
Συνδυαστική βελτιστοποίηση (Combinatorial optimization)	<p>Η συνδυαστική βελτιστοποίηση είναι ένας κλάδος της μαθηματικής βελτιστοποίησης, ο οποίος περιλαμβάνει το βέλτιστο αντικείμενο μέσα από ένα πεπερασμένο σύνολο αντικειμένων. Οι δυνατές λύσεις είναι διακριτές (γι' αυτό αναφέρονται ως αντικείμενα), ή μπορούν να διακριτοποιηθούν εν δυνάμει. Τυπικά προβλήματα συνδυαστικής βελτιστοποίησης αποτελούν τα: travelling salesman problem ("TSP"), minimum spanning tree problem ("MST"), και το knapsack problem. Σε πολλά από τα σχετικά προβλήματα και τα προαναφερθέντα, η εξαντλητική αναζήτηση δεν είναι εφικτή. Για το λόγο αυτό εξειδικευμένοι αλγόριθμοι, οι οποίοι εξαιρούν</p>

Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

	<p>γρήγορα μεγάλα κομμάτια του χώρου αναζήτησης λύσεων ή προσεγγιστικοί αλγόριθμοι πρέπει να αναζητηθούν.</p> <p>Η συνδυαστική βελτιστοποίηση σχετίζεται με την επιχειρησιακή έρευνα, τη θεωρία αλγορίθμων και τη θεωρία υπολογιστικής πολυπλοκότητας. Έχουν εφαρμοστεί στην τεχνητή νοημοσύνη, τη μηχανική μάθηση, τη θεωρία δημοπρασιών, και την ανάπτυξη λογισμικού.</p> <p>Ορισμένες από τις εφαρμογές της συνδυαστικής βελτιστοποίησης περιλαμβάνουν τις ακόλουθες:</p> <ul style="list-style-type: none"> • Μεταφορές • Βελτιστοποίηση εφοδιαστικής αλυσίδας • Βελτιστοποίηση αεροπορικών συνδέσεων • Βελτιστοποίηση παράδοσης πακέτων • Σχεδιασμός δικτύων διανομής ύδρευσης • Ανάθεση εργασιών σε ανθρώπους, κλπ.
<p>Δυναμικός προγραμματισμός (Dynamic programming)</p>	<p>Ο δυναμικός προγραμματισμός, ως μέθοδος βελτιστοποίησης και χρονοπρογραμματισμού, προτάθηκε από τον Richard Bellman τη δεκαετία του 1950 και έχει πολλές εφαρμογές στη βιομηχανία, μηχανική, οικονομικά και αεροδιαστημική. Η βασική ιδέα είναι να απλοποιήσει ένα σύνθετο πρόβλημα, σπάζοντάς το σε μικρότερα υπό-προβλήματα με αναδρομικό τρόπο. Αν και πολλά προβλήματα δεν μπορούν να αποδομηθούν με αυτό τον τρόπο, σε πολλές περιπτώσεις αποφάσεις που αφορούν διαφορετικές χρονικές στιγμές μπορούν να χρησιμοποιήσουν αυτή την προσέγγιση.</p> <p>Αν τα υπο-προβλήματα μπορούν να εμφωλευθούν σε μεγαλύτερα προβλήματα, τότε υπάρχει μια σχέση μεταξύ της τιμής στόχου του μεγαλύτερου προβλήματος και των τιμών στόχου των μικρότερων υπο-προβλημάτων. Αυτή είναι η λεγόμενη σχέση Bellman.</p> <p>Ορισμένοι από τους αλγόριθμους που υλοποιούν την ιδέα του δυναμικού προγραμματισμού και απαντώνται συχνά στις εφαρμογές είναι οι ακόλουθοι:</p> <ul style="list-style-type: none"> • Αναδρομικές λύσεις σε μοντέλα πλέγματος για τη σύνδεση πρωτεϊνικού-DNA • Backward induction ως μέθοδος λύσης προβλημάτων finite-horizon discrete-time dynamic optimization

Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

	<ul style="list-style-type: none"> • Αλγόριθμοι υπολογισμού συμβολοσειρών (longest common subsequence, longest increasing subsequence, longest common substring, Levenshtein distance) • Αλγόριθμοι σε γράφους • Αλγόριθμος Cocke–Younger–Kasami (CYK) • Αλγόριθμος Knuth's για την αναδίπλωση κειμένου σε κειμενογράφους • Αλγόριθμος Viterbi • Αλγόριθμος Earley algorithm (a type of chart parser) • Αλγόριθμος Needleman • Αλγόριθμος Floyd για το πρόβλημα όλων των συντομότερων μονοπατιών • Αλγόριθμος Selinger (a.k.a. System R) • Αλγόριθμος De Boor για τον υπολογισμό B-spline καμπυλών • Αλγόριθμος Duckworth–Lewis • Αλγόριθμος Bellman–Ford
<p>Βέλτιστος στοχαστικός έλεγχος (Stochastic optimal control)</p>	<p>Ο Βέλτιστος στοχαστικός έλεγχος είναι κλάδος της θεωρίας ελέγχου και εστιάζει στην ύπαρξη αβεβαιότητας στις παρατηρήσεις ή θορύβου που μπορεί να επηρεάσει την έκβαση ενός συστήματος. Υποθέτει ότι τυχαίος θόρυβος με γνωστή κατανομή πιθανότητας επηρεάζει την εξέλιξη και παρατήρηση των μεταβλητών κατάστασης του συστήματος¹. Ο (βέλτιστος) στοχαστικός έλεγχος στοχεύει στη σχεδίαση του χρονικού μονοπατιού των μεταβλητών, το οποίο υλοποιεί τον εν λόγω έλεγχο με το ελάχιστο κόστος, όπως ορίζεται, υπό την παρουσία θορύβου. Ο χρόνος μπορεί να είναι συνεχής ή διακριτός. Εφαρμογές υπάρχουν σε βιομηχανικά συστήματα, συστήματα επικοινωνιών, υπολογιστών, μεταφορών και μηχανικής μάθησης.</p> <p>Ο στόχος του βέλτιστου στοχαστικού ελέγχου είναι να αναγνωρίσει τις πολιτικές προγραμματισμού που βελτιστοποιούν την εκάστοτε αντικειμενική συνάρτηση. Τα σχετικά προβλήματα μπορούν να χωριστούν σε τρεις κατηγορίες: προβλήματα προγραμματισμού δέσμης στοχαστικών εργασιών, multi-armed bandit problems, και προβλήματα σε συστήματα αναμονής. Συνήθως γίνεται υπόθεση ότι υπάρχει διαθέσιμη πλήρης πληροφορία για τις σχετιζόμενες</p>

¹ Η έννοια των μεταβλητών κατάστασης χρησιμοποιείται και στη σχεδίαση του δικού μας αλγόριθμου σε μεταγενέστερο κεφάλαιο.

Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

	<p>πιθανοτικές κατανομές εκ των προτέρων. Όταν αυτές οι κατανομές δεν προσδιορίζονται εξ αρχής και υπάρχουν πολλές εναλλακτικές, τα προβλήματα αναφέρονται ως ημιτελούς πληροφορίας. Η Μπεϋζιανή μέθοδος δεν μπορεί να εφαρμοστεί σε αυτή την περίπτωση.</p>
<p>Πολύ-κριτηριακή βελτιστοποίηση (Multi-objective optimization)</p>	<p>Η πολύ-κριτηριακή βελτιστοποίηση (επίσης γνωστή ως multi-objective programming, vector optimization, multicriteria optimization, multiattribute optimization or Pareto optimization) είναι μια περιοχή που περιλαμβάνει προβλήματα με περισσότερες από μια αντικειμενικές συναρτήσεις που πρέπει να βελτιστοποιηθούν ταυτόχρονα. Έχει εφαρμοστεί σε πολλές περιοχές, όπως επιστήμες μηχανικού, οικονομικά, και μεταφορές, όπου πρέπει να ληφθούν βέλτιστες αποφάσεις υπό παρουσία ενός ή περισσότερων αντικρουόμενων στόχων. Π.χ. ελαχιστοποίηση κόστους με μεγιστοποίηση άνεσης σε ένα αυτοκίνητο, μεγιστοποίηση επίδοσης ενώ ελαχιστοποιείται η κατανάλωση είναι δύο σχετικά παραδείγματα.</p> <p>Σε τέτοια μη τετριμμένα προβλήματα, δεν υπάρχει μια λύση που να ικανοποιεί ταυτόχρονα κάθε στόχο. Οι αντικειμενικές συναρτήσεις είναι αντικρουόμενες (conflicting). Μια λύση ονομάζεται nondominated, Pareto optimal, Pareto efficient or noninferior, αν καμιά από τις αντικειμενικές συναρτήσεις δεν μπορεί να βελτιωθεί χωρίς να μειώσει την τιμή μιας άλλης. Χωρίς την παρουσία υποκειμενικής πληροφορίας, μπορεί να υπάρχουν πολλές (πιθανά άπειρες) Pareto optimal λύσεις οι οποίες θεωρούνται καλές. Στόχος μπορεί να είναι να βρεθεί ένα αντιπροσωπευτικό σύνολο Pareto optimal λύσεων, και να ποσοτικοποιηθούν τα υπέρ και τα κατά των διαφορετικών στόχων ή να βρεθεί μια λύση που ικανοποιεί τις υποκειμενικές προτιμήσεις ενός ατόμου που λαμβάνει αποφάσεις.</p>
<p>Ροές δικτύων (Network flows)</p>	<p>Στη θεωρία γραφημάτων, μια ροή δικτύου (ή αλλιώς δίκτυο μεταφορών) είναι ένας κατευθυνόμενος γράφος όπου κάθε ακμή έχει μια χωρητικότητα και κάθε ακμή παραλαμβάνει μια ροή. Η ποσότητα ροής μέσα από κάθε ακμή δεν μπορεί να υπερβαίνει τη χωρητικότητα της ροής. Το γράφημα συνήθως αναφέρεται ως δίκτυο και οι ακμές τόξα. Μια ροή πρέπει να ικανοποιεί τον</p>

Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

	<p>περιορισμό ότι η ποσότητα ροής που μπαίνει σε ένα κόμβο, είναι ίση με την ποσότητα που εκρέει, εκτός αν πρόκειται για κόμβο πηγή (οπότε έχει μόνο εξερχόμενη ροή) ή κόμβο προορισμό οπότε έχει μόνο εισερχόμενη ροή. Ένα τέτοιο μοντέλο μπορεί να χρησιμοποιηθεί για να μελετηθεί η ροή της κίνησης σε ένα δίκτυο Η/Υ, η κατανάλωση σε δίκτυα σωληνώσεων (νερό, πετρέλαιο, αέριο, κλπ.), το ρεύμα σε ηλεκτρικά κυκλώματα, ή οτιδήποτε άλλο παρόμοιο μπορεί να θεωρηθεί ότι μεταφέρεται μέσα από ένα δίκτυο κόμβων.</p> <p>Το πιο απλό σχετικό πρόβλημα είναι το λεγόμενο maximum flow (μέγιστης ροής), στο οποίο πρέπει να βρεθεί η μέγιστη ροή από την πηγή προς τον προορισμό δεδομένου ενός δικτύου. Τέτοια προβλήματα μπορούν να λυθούν αποδοτικά με τον αλγόριθμο push-relabel. Το θεώρημα max-flow min-cut εξασφαλίζει ότι για να βρεθεί η μέγιστη ροή, αρκεί να βρεθεί η τομή με την ελάχιστη χωρητικότητα μεταξύ πηγής-προορισμού.</p> <p>Σε ένα multi-commodity flow πρόβλημα, υπάρχουν πολλαπλές πηγές και προορισμοί και διάφορα αγαθά αντιστοιχίζονται σε συγκεκριμένες ροές. Ένα σχετικό παράδειγμα μπορεί να αφορά τα αγαθά που παράγονται σε ένα εργοστάσιο και πρέπει να παραδοθούν σε διάφορους πελάτες μέσω του ίδιου οδικού δικτύου.</p>
<p>Μη-γραμμικός προγραμματισμός (nonlinear programming)</p>	<p>Ο μη-γραμμικός προγραμματισμός (nonlinear programming – NLP) είναι η μέθοδος επίλυσης προβλημάτων βελτιστοποίησης όταν οι περιορισμοί και/ή αντικειμενική συνάρτηση είναι μη-γραμμικά. Ένα τυπικό μη-κυρτό πρόβλημα είναι αυτό της βελτιστοποίησης του μεταφορικού κόστους, επιλέγοντας μεταξύ διαφορετικών εναλλακτικών μεταφοράς, οι οποίες επιδεικνύουν οικονομίες κλίμακας με διαφορετικές συνδεσιμότητας και περιορισμούς χωρητικότητας. Π.χ. η μεταφορά πετρελαίου χρησιμοποιώντας συνδυασμό αγωγών, βυτίων, δεξαμενόπλοιων και/ή δεξαμενών τρένων.</p> <p>Υπάρχουν διάφορες δυνατότητες για τη φύση του συνόλου περιορισμών, το οποίο διαμορφώνει την εφικτή περιοχή (feasible region). Ένα μη-εφικτό πρόβλημα είναι εκείνο για το οποίο δεν</p>

Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

υπάρχει σύνολο τιμών για τις μεταβλητές που να ικανοποιεί όλους τους περιορισμούς. Η εφικτή περιοχή είναι κενή. Ένα πρόβλημα λέγεται εφικτό αν υπάρχει τουλάχιστον ένας συνδυασμός τιμών των μεταβλητών του προβλήματος που να ικανοποιεί όλους τους περιορισμούς.

Μεταξύ αυτών των προβλημάτων ένα μη-περιορισμένο πρόβλημα είναι ένα εφικτό πρόβλημα για το οποίο η τιμή της αντικειμενικής συνάρτησης μπορεί να γίνει καλύτερη από οποιαδήποτε δοσμένη πεπερασμένη τιμή. Επομένως σε αυτή την περίπτωση δεν υπάρχει βέλτιστη λύση.

Αν η αντικειμενική συνάρτηση είναι κοίλη (concave) και το πρόβλημα είναι μεγιστοποίησης, ή είναι κυρτή (convex) και το πρόβλημα ελαχιστοποίησης και το σύνολο των περιορισμών είναι κυρτό, τότε το πρόβλημα ονομάζεται κυρτό και μπορούν να χρησιμοποιηθούν γενικευμένες λύσεις στις περισσότερες των περιπτώσεων. Αν η αντικειμενική συνάρτηση είναι τεταρτοδύναμη (quadrature) και όλοι οι περιορισμοί γραμμικοί, χρησιμοποιούνται τεχνικές τεταρτοδύναμου προγραμματισμού.

Διάφορες μέθοδοι είναι διαθέσιμες για την επίλυση μη-κυρτών προβλημάτων. Μια περίπτωση είναι ειδικοί φορμαλισμοί γραμμικών προβλημάτων. Μια άλλη είναι η χρήση της τεχνικής branch and bound, όπου το πρόβλημα χωρίζεται σε υπο-κλάσεις με κυρτούς ή γραμμικούς προσεγγιστικούς φορμαλισμούς, οι οποίοι τελικά δίνουν ένα κατώτερο όριο στο συνολικό κόστος.

Στην περίπτωση διαφορισιμότητας των περιορισμών, οι συνθήκες Karush–Kuhn–Tucker (KKT) παρέχουν αναγκαίες συνθήκες για να είναι η λύση βέλτιστη. Υπό την κυρτότητα, αυτές οι συνθήκες είναι και ικανές.

2.2 Χρονοπρογραμματισμός στην Εφοδιαστική Αλυσίδα

Στα πλαίσια του παρόντος έργου, εστιάζουμε στις περιπτώσεις εφαρμογών χρονοπρογραμματισμού στην εφοδιαστική αλυσίδα (supply chain management,



Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

SCM). Σε αυτή την περίπτωση, ο χρονοπρογραμματισμός περιλαμβάνει τη λήψη αποφάσεων σχετικά με την ανάθεση των απαραίτητων πόρων ή χωρητικοτήτων (εξοπλισμού, εργασίας, χώρου-όγκου, κλπ.) σε εργασίες, δραστηριότητες ή πελάτες σε ένα χρονικό πλαίσιο, καταλήγοντας σε ένα πλάνο χρόνου ή πρόγραμμα δραστηριοτήτων. Πιο απλά, το πρόγραμμα υποδεικνύει ποια μεταφορά πρέπει να γίνει, πότε πρέπει να γίνει, από ποιον πρέπει να γίνει και με τι απαιτούμενο εξοπλισμό. Ο χρονοπρογραμματισμός σε αυτή την περίπτωση επιδιώκει να συγκεράσει διάφορους αντικρουόμενους στόχους, όπως χαμηλό κόστος μεταφοράς, χαμηλό ανεκτέλεστο σε χώρους αποθήκευσης, και καλή (γρήγορη και προσιτή) εξυπηρέτηση πελάτη. Ειδικά στην εφοδιαστική αλυσίδα, ο χρονοπρογραμματισμός μπορεί να περιλαμβάνει τρεις διαφορετικούς τύπους προγραμματισμού στο χρόνο: α) γραμμής, β) ομάδας, και γ) έργου. Στην πρώτη περίπτωση οι εργασίες, φορτωτικές, κλπ. προγραμματίζονται διαφορετικές οντότητες, στην δεύτερη ανά ομάδες και στην τρίτη συνολικά ως ενιαίο έργο.

Παραδοσιακά οι μεταφορές και η εφοδιαστική αλυσίδα έχουν υιοθετήσει την κουλτούρα της μαθηματικής βελτιστοποίησης, δημιουργώντας τον κλάδο της επιχειρησιακής έρευνας (operations research). Η επιχειρησιακή έρευνα ξεκίνησε να αποκτά ιδιαίτερη επίδραση ειδικότερα μετά το 2^ο παγκόσμιο πόλεμο και σήμερα, έχει φανεί ακόμα μια φορά πόσο σημαντική είναι για την παγκόσμια διακίνηση αγαθών και πρώτων υλών με προσιτό κόστος. Τα εργαλεία που παρέχει μπορούν να οδηγήσουν σε βιώσιμες λύσεις και τις αναγκαίες οικονομίες κλίμακας. Ο χρονοπρογραμματισμός (scheduling) είναι ένα από τα βασικά εργαλεία της επιχειρησιακής έρευνας, ειδικά στις περιπτώσεις των μεταφορών και τη διαχείριση της εφοδιαστικής αλυσίδας. Υπάρχουν αρκετές εργασίες που καλύπτουν διάφορες οπτικές γωνίες του προβλήματος του χρονοπρογραμματισμού στην εφοδιαστική αλυσίδα και τις μεταφορές, κυρίως εφαρμόζοντας μια από τις τεχνικές που αναφέρθηκαν στον Πίνακα 1. Ο ακόλουθος Πίνακας 2, συγκεντρώνει κάποιες ενδεικτικές κατηγορίες προσεγγίσεων που έχουν

Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

εμφανιστεί στη βιβλιογραφία, ενώ στη συνέχεια δίνεται μια πολύ σύντομη ανασκόπηση ορισμένων εργασιών και των χαρακτηριστικών τους.

Πίνακας 2 - Συνοπτική παρουσίαση τεχνικών χρονοπρογραμματισμού με έμφαση στην εφοδιαστική αλυσίδα

Μέθοδος	Χαρακτηριστικά
Ελαχιστοποίηση κόστους μεταφοράς	Σε αυτή την προσέγγιση, κύριο μέλημα είναι η ελαχιστοποίηση του κόστους μεταφοράς αυτόνομα. Ανεξάρτητα από τα υπόλοιπα κόστη που εμφανίζονται στην υπό μελέτη εφοδιαστική αλυσίδα, π.χ. κόστος παραγωγής, κόστος συντήρησης, κλπ., το ζητούμενο είναι να μειωθεί ανεξάρτητα το κόστος μεταφοράς, ώστε να εξασφαλίσει χαμηλότερη τιμή στον τελικό πελάτη.
Χρονοπρογραμματισμός παραγωγής (production scheduling)	Μια πληθώρα εργασιών εστιάζει μόνο στο κομμάτι της παραγωγής με σκοπό την ελαχιστοποίηση του χρόνου παραγωγής, του κόστους παραγωγής, ή και τα δύο ταυτόχρονα. Διάφορες τεχνικές από αυτές που αναφέρθηκαν στον Πίνακα 1, και κυρίως ο δυναμικός προγραμματισμός, έχουν προταθεί για το σκοπό αυτό.
Από κοινού ελαχιστοποίηση κριτηρίων	Σε αυτή την προσέγγιση παραπάνω από ένα κριτήρια ελαχιστοποιούνται ταυτόχρονα, π.χ., κόστος μεταφοράς, κόστος προμήθειας, κλπ., και κυριότερα σκοπός είναι όχι μόνο να ελαχιστοποιηθεί το τελικό κόστος πελάτη, αλλά και άλλες σκοπιές της εν λόγω εφοδιαστικής αλυσίδας, π.χ., χρόνος λειτουργίας μηχανημάτων η οποία μπορεί να μειώσει το κόστος συντήρησης, κλπ. Οι λύσεις στα εν λόγω προβλήματα μπορεί να είναι πιο σύνθετες.

Στην εργασία [20] μελετάται ένα πρόβλημα όπου ένας κατασκευαστής, παραλαμβάνει πρώτες ύλες από ένα παραγωγό, παράγει προϊόντα σε ένα εργοστάσιο και τα παραδίδει σε ένα πελάτη. Η πηγή, το εργοστάσιο και ο πελάτης βρίσκονται σε διαφορετικές τοποθεσίες και το ζητούμενο είναι η ελαχιστοποίηση του αθροίσματος κόστους έργου-σε-επεξεργασία και μεταφορικού κόστους (συμπεριλαμβάνει κόστος προμήθειας και παράδοσης). Πρόκειται για μια προσέγγιση που ανήκει στην δεύτερη κατηγορία του Πίνακα 2. Στην [20] και για την ειδική περίπτωση που όλες οι εργασίες



Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

απαιτούν τον ίδιο χρόνο επεξεργασίας, δείχνεται ότι το κόστος έργου-σε-επεξεργασία μπορεί να ενοποιηθεί σε μια ενιαία έκφραση για διάφορα σχήματα ομάδων εκτέλεσης. Έτσι αναπτύσσεται ένας αλγόριθμος με πολυπλοκότητα $O(n)$. Επίσης εξετάζονται κάποιες ειδικές περιπτώσεις για τις οποίες αναπτύσσονται πολυωνυμικοί αλγόριθμοι.

Στην εργασία [21] μελετώνται οι επιπτώσεις οργάνωσης μεταξύ σταδίων χρονοπρογραμματισμού, σε περιπτώσεις όπου η απόφαση είναι διαδικασία δύο-σταδίων. Τα δύο στάδια απαρτίζουν ένα σύστημα. Το σύστημα μπορεί να είναι μια εφοδιαστική αλυσίδα που συνδέει τα δύο στάδια, ένα του παραγωγού και ένα του καταναλωτή. Εναλλακτικά μπορεί να αντιπροσωπεύει ένα κατασκευαστή με δύο στάδια παραγωγής. Στην πράξη μπορεί να μην είναι εφικτό να ληφθούν συγχρονισμένες αποφάσεις για τα δύο στάδια, εξαιτίας απουσίας σχετικών καναλιών επικοινωνίας, και/ή επειδή η βέλτιστη λύση είναι πολύ δύσκολο να επιτευχθεί. Η εργασία προτείνει δυο προσεγγίσεις: α) την εμπρόσθια, στην οποία πρώτα λύνεται το πρώτο και με αναφορά αυτό το δεύτερο, β) την οπίσθια όπου γίνεται το ανάποδο. Σε κάθε προσέγγιση τα στάδια λύνονται διαδοχικά λαμβάνοντας τελικά μια ευρετική λύση, το οποίο μπορεί να οδηγήσει σε μη αποδοτικότητα όταν λαμβάνονται αποφάσεις σε κάθε στάδιο τοπικά. Η αντιστάθμιση μεταξύ πολυπλοκότητα χρόνου και ποιότητας λύσης αναλύεται, παρέχοντας ένα όριο χειρότερης επίδοσης για κάθε μια από τις δύο παραπάνω προσεγγίσεις.

Στην εργασία [22] μελετάται ένα πρόβλημα χρονοπρογραμματισμού στον τελευταίο κόμβο, ακριβώς πριν τον πελάτη μιας εφοδιαστικής αλυσίδας. Στον πελάτη υποτίθεται ότι οι παραγγελίες ετοιμάζονται με δοσμένες ποσότητες που προέρχονται από προμηθευτές. Για τις παραδόσεις υλικών, φορτηγά παραδίδουν τα υλικά σε συγκεκριμένες χρονικές στιγμές. Σχεδιάζονται βέλτιστα δρομολόγια για τις παραδόσεις των τελικών αγαθών εκτός του τελευταίου το οποίο υποτίθεται ότι μπορεί να γίνει σε ευέλικτο χρόνο στο τέλος του προγράμματος. Προτείνονται άνω



Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

και κάτω όρια μέσω τεχνικών branch and bound για την επίλυση των θεωρούμενων προβλημάτων χρονοπρογραμματισμού, τα οποία συγκρίνονται με πειραματικά αποτελέσματα.

Η εργασία [24] εστιάζει σε ένα πρόβλημα χρονοπρογραμματισμού ενός σταδίου με τις εργασίες να παραδίδονται σε ομάδες (batches) σε ευέλικτα καθορισμένες ημερομηνίες από τον πελάτη. Για να είναι εφαρμόσιμη σε πραγματικές συνθήκες, η συγκεκριμένη πρόταση επεκτείνει τις σχετικές προσεγγίσεις οι οποίες απαιτούν ομοιόμορφες ημέρες παράδοσης. Η αντικειμενική συνάρτηση του οριζόμενου μοντέλου βελτιστοποίησης, στοχεύει στην ελαχιστοποίηση του αθροίσματος κόστους παρακράτησης και μεταφοράς. Για την επίλυση εφαρμόζεται μια τεχνική Branch&Bound. Επιπλέον προτείνεται μια τυχαίοποιημένη προσαρμοστική ευρετική τεχνική αναζήτησης η οποία επιτυγχάνει ανεκτές λύσεις με στενούς περιορισμούς χρόνου. Η αποδοτικότητα των αλγορίθμων γίνεται με προσομοίωση και σύγκριση με ένα διαθέσιμο λογισμικό επίλυσης τέτοιων προβλημάτων. Αν και η προσέγγιση Branch&Bound υπερκερνά την επίδοση του διατιθέμενου λογισμικού, η ευρετική μέθοδος παρέχει βέλτιστη ή σχεδόν βέλτιστη λύση στα άνω όρια υπό στενούς περιορισμούς χρόνου.

Η έρευνα σχετικά με προβλήματα χρονοπρογραμματισμού στην εφοδιαστική αλυσίδα και τις μεταφορές είναι αδύνατον να καλυφθεί στα πλαίσια του παρόντος παραδοτέου. Οι παραπάνω ενδεικτικές εργασίες είχαν στόχο να αναδείξουν ορισμένες πλευρές που θα μας απασχολήσουν στη δική μας σχεδίαση στα επόμενα. Στο αμέσως επόμενο κεφάλαιο, εστιάζουμε σε μια συγκεκριμένη τεχνική χρονοπρογραμματισμού, η οποία προέρχεται από το πεδίο των δικτύων H/Y. Αρχικά επεξηγείται αδρομερώς και στη συνέχεια, μετά την ανασκόπηση της σχετικής βιβλιογραφίας, προχωράμε στη σχεδίαση του ζητούμενου αλγορίθμου.

3. Τεχνική Backpressure: Σχετική Βιβλιογραφία & Εφαρμογές

Στο παρόν κεφάλαιο παρουσιάζονται κάποια εισαγωγικά στοιχεία για την τεχνική χρονοπρογραμματισμού οπισθοπίεσης (backpressure scheduling). Αρχικά παρέχεται μια εικόνα των διαφορετικών εφαρμογών της τεχνικής σε διάφορα πεδία. Στη συνέχεια παρουσιάζεται η βασική ορολογία που θα χρησιμοποιηθεί εκτενώς, ενώ στο επόμενο κεφάλαιο παρουσιάζονται αναλυτικά οι διάφορες παραλλαγές που θα χρησιμεύσουν στη δική μας σχεδίαση, επιλέγοντας και συνδυάζοντας χαρακτηριστικά που ενδιαφέρουν για την επίλυση του συγκεκριμένου προβλήματος του έργου ΒΕΛΟΣ.

3.1 Εφαρμογές του Αλγόριθμου Backpressure

Ο αλγόριθμος δρομολόγησης οπισθοπίεσης (backpressure) χρησιμοποιείται για την δυναμική δρομολόγησης κίνησης σε πολυβηματικά (multihop) δίκτυα Η/Υ χρησιμοποιώντας κλίσεις συμφόρησης (congestion gradients), μια έννοια που θα αναλυθεί στη συνέχεια. Έχει εφαρμοστεί σε διάφορα είδη δικτύων, μεταξύ άλλων wireless communication networks, sensor networks, mobile ad hoc networks (MANETS), και ετερογενή δίκτυα με ασύρματα και ενσύρματα μέρη.

Ο αλγόριθμος προτάθηκε από τους Tassiulas και Ephremides [7]. Θεώρησαν ένα πολυβηματικό ασύρματο δίκτυο με τυχαίες αφίξεις πακέτων και ένα σταθερό σύνολο ζεύξεων. Ο αλγόριθμος περιλάμβανε ένα στάδιο επιλογής ζεύξεων τύπου max-weight και ένα στάδιο διαφορικής δρομολόγησης του αποθέματος κίνησης (differential backlog). Διάφορες παραλλαγές και επεκτάσεις έχουν προταθεί όπως θα εξηγηθεί στο επόμενο κεφάλαιο. Ο αλγόριθμος backpressure αναλύεται μαθηματικά με χρήση της θεωρίας Lyapunov drift, και μπορεί να χρησιμοποιηθεί συνδυαστικά με έλεγχο ροής για τη μεγιστοποίηση χρησιμότητας δικτύου (όπως θα εξηγηθεί επίσης στη συνέχεια).

Ο αλγόριθμος backpressure λειτουργεί σε διακριτό χρόνο. Σε κάθε χρονική σχισμή, προσπαθεί να δρομολογήσει δεδομένα σε κατευθύνσεις οι οποίες μεγιστοποιούν τη διαφορά αποθέματος (differential backlog) μεταξύ γειτονικών κόμβων. Η ιδέα είναι παρόμοια με τον τρόπο που ρέει το νερό σε ένα δίκτυο αγωγών με βάση τις διαφορές πιέσεων (pressure gradients). Ωστόσο ο αλγόριθμος backpressure μπορεί να εφαρμοστεί και σε δίκτυα πολύ-αγαθών (multi-commodity networks), δηλαδή δίκτυα όπου διαφορετικά πακέτα, τα οποία ανήκουν σε λεγόμενες διαφορετικές ροές) μπορεί να έχουν διαφορετικούς προορισμούς, και σε δίκτυα όπου οι ρυθμοί μετάδοσης δεδομένων μεταξύ γειτονικών κόμβων μπορούν να διαφέρουν λαμβάνοντας τιμές σε ένα σύνολο δυνατών χρονο-μεταβλητών τιμών.

Ορισμένα από τα ιδιαίτερα χαρακτηριστικά του αλγόριθμου backpressure είναι τα ακόλουθα:

1. Οδηγεί σε μεγιστοποίηση της ρυθμαπόδοσης του δικτύου.
2. Είναι αποδεδειγμένα εύρωστος σε χρονικά-μεταβαλλόμενες συνθήκες δικτύου.
3. Μπορεί να υλοποιηθεί χωρίς να είναι γνωστή εκ των προτέρων η διαδικασία αφίξεων κίνησης ή οι πιθανότητες κατάστασης των καναλιών μετάδοσης δεδομένων.

Ωστόσο, είναι πιθανό ο αλγόριθμος να εισάγει μεγάλες καθυστερήσεις στην παράδοση των πακέτων από άκρο-σε-άκρο (end-to-end delays), ενώ μπορεί να είναι δύσκολο να υλοποιηθεί σε δίκτυα με ισχυρές παρεμβολές στις ασύρματες ζεύξεις.

Ο αλγόριθμος δρομολόγησης backpressure έχει μελετηθεί αρκετά σε θεωρητικό επίπεδο. Στην πράξη τα ασύρματα πολυβηματικά δίκτυα υλοποιούν διαφορετικές τεχνικές δρομολόγησης, οι οποίες βασίζονται σε υπολογισμούς συντομότερων μονοπατιών ή τεχνικές πλημμύρας, όπως το πρωτόκολλο Ad Hoc on-Demand

Distance Vector Routing (AODV), η γεωγραφική δρομολόγηση, και το πρωτόκολλο extremely opportunistic routing (ExOR).

Οι αρχές του αλγόριθμου backpressure έχουν εφαρμοστεί και σε άλλες περιοχές, όπως για παράδειγμα στη μελέτη συστημάτων συναρμολόγησης και δικτύων επεξεργασίας [24]. Ο ακόλουθος Πίνακας 3 συνοψίζει τα πεδία εφαρμογής στα οποία έχει χρησιμοποιηθεί ο αλγόριθμος backpressure, καθώς και κάποια αδρά χαρακτηριστικά της εκάστοτε εφαρμογής στο αντίστοιχο πεδίο.

Πίνακας 3 - Περιοχές εφαρμογής αλγόριθμου backpressure και βασικά χαρακτηριστικά

Πεδίο εφαρμογής	Χαρακτηριστικά εφαρμογής
Δρομολόγηση & έλεγχος ροής σε δίκτυα Η/Υ	Η τυπική περίπτωση εφαρμογής του αλγόριθμου backpressure σε δίκτυα Η/Υ όπως εξηγήθηκε παραπάνω. Το ζητούμενο είναι η λήψη αποφάσεων για το ποιος κόμβος θα εξυπηρετήσει ποια ροή πακέτων (δηλαδή ποια πακέτα συγκεκριμένης ροής θα εξυπηρετηθούν), προς ποιο γειτονικό κόμβο, και με τι ρυθμό μεταφοράς δεδομένων. Οι σχετικές εφαρμογές καλύπτουν πληθώρα τύπων δικτύων, π.χ. ασύρματα καταναμημένα, δορυφορικά, οπτικών ινών, κλπ., οπότε οι εν λόγω εφαρμογές δεν αναφέρονται ξεχωριστά.
Συγχρονισμός φωτεινών σηματοδοτών	Θεωρώντας τις διασταυρώσεις των οδικών αρτηριών με φωτεινούς σηματοδότες ως χώρους αποθήκευσης (ουρές), τα αυτοκίνητα αντίστοιχα των πακέτων, και τους φωτεινούς σηματοδότες ως εξυπηρετητές (όταν είναι πράσινοι τα αυτοκίνητα εξυπηρετούνται, αλλιώς αναμένουν), μπορεί να διαμορφωθεί ένα πρόβλημα παρόμοιο με αυτό των δικτύων, όπου το ζητούμενο είναι ποια ροή (ουρά αυτοκινήτων) θα εξυπηρετηθεί, προς ποια κατεύθυνση και για πόσο χρόνο (ρυθμός μετάδοσης). Μπορεί επομένως να χρησιμοποιηθεί η τεχνική του backpressure με παρόμοιο τρόπο όπως παραπάνω, με διάφορους στόχους, π.χ. μείωση ουρών αυτοκινήτων στα φανάρια, αύξηση συνολικής ρυθμαπόδοσης του οδικού δικτύου, κλπ.
Δρομολόγηση, έλεγχος ροής και βέλτιστη	Η διαχείριση ηλεκτρικής ενέργειας έχει γίνει μια από τις σημαντικές ανάγκες των σύγχρονων κοινωνιών. Πολύ συχνά εμφανίζεται το ζήτημα της βέλτιστης αποθήκευσης και δρομολόγησης ενέργειας

διαχείριση ενέργειας (energy harvesting)	(μεταφοράς ενέργειας όπου υπάρχει ανάγκη). Επειδή η ενέργεια δεν μπορεί να αποθηκευτεί ακόμα πολύ αποδοτικά, το ζητούμενο είναι να μεταφέρεται η ενέργεια όπου χρειάζεται εξασφαλίζοντας τις ελάχιστες δυνατές αποθηκεύσεις ενέργειας, ενώ παράλληλα διατηρείται η αιτιατή σχέση ενέργειας που διέπει όλες τις συσκευές, δηλαδή ότι το άθροισμα της ενέργειας που καταναλώνεται, αυτής που παράγεται, αυτής που μεταφέρεται και ενδεχομένως λαμβάνεται είναι θετικό ώστε να εξασφαλίζεται η λειτουργία των εν λόγω συσκευών. Με αυτό το σκεπτικό, έχει εφαρμοστεί ο αλγόριθμος δρομολόγησης backpressure για την εξασφάλιση όλων των παραπάνω περιορισμών και στόχων σε δίκτυα μεταφοράς ενέργειας και σε δίκτυα επικοινωνιών με δυνατότητα ανάκτησης ενέργειας από το περιβάλλον (energy-harvesting communication systems).
--	--

3.2 Βασική ορολογία

Όπως αναφέρθηκε, ο αλγόριθμος backpressure προτάθηκε πρώτη φορά σε δίκτυα επικοινωνιών (ή Η/Υ) και αρκετή ορολογία προέρχεται από την αντίστοιχη περιοχή. Σε αυτό το υπο-κεφάλαιο παρουσιάζεται η βασική ορολογία που θα χρησιμοποιηθεί εκτενώς στη συνέχεια.

Ένας γράφος (δίκτυο) μπορεί να χρησιμοποιηθεί για την αναπαράσταση και άλλων δομών αλληλεπίδρασης σε διαφορετικές εφαρμογές, όπως θα γίνει στο παρόν έργο. Θεωρώντας ένα τέτοιο δίκτυο, π.χ. τηλεπικοινωνιακό ή μεταφοράς δεδομένων ή μεταφοράς εμπορευμάτων, υποθέτουμε ότι περιγράφεται από ένα κατευθυνόμενο γράφο $G = (N, L)$, με N το σύνολο των κόμβων και L το σύνολο των κατευθυνόμενων ζεύξεων (συνδέσεων μεταξύ κόμβων). Μια ζεύξη μεταξύ κόμβων i και j σημειώνεται ως (i, j) και ανήκει στο σύνολο L . Μια ροή μπορεί να αναπαριστά την ποσότητα που μεταφέρεται από ένα κόμβο πηγή σε ένα κόμβο προορισμό και συμβολίζεται με f . Η ποσότητα που μεταφέρεται μπορεί να είναι δεδομένα, πακέτα, κλπ. Μπορούν να υπάρχουν πολλαπλές ροές μεταξύ των ίδιων ζευγών κόμβων πηγής-προορισμού, οι οποίες έχουν διαφορετικά χαρακτηριστικά, π.χ. επίπεδο προτεραιότητας, και κάθε μια από αυτές τις ροές θα έχει ένα

Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

διαφορετικό δείκτη f να την διαχωρίζει από τις άλλες. Μπορεί να οριστεί ως F το σύνολο όλων των θεωρούμενων ροών.

Έστω $r_{(i,j)}^f(t)$ η ποσότητα δεδομένων (πακέτων, ή οτιδήποτε άλλο μεταφέρεται) που πρόκειται να μεταφερθεί μέσω της ζεύξης (i,j) για τη ροή f στο χρόνο t με $\sum_{f \in F} r_{(i,j)}^f(t) \leq r_{max}$. Κάθε κόμβος i έχει μια ουρά για κάθε ροή f , το μήκος της οποίας (π.χ., αριθμός πακέτων, bits δεδομένων, κλπ.) στο χρόνο t συμβολίζεται με $Q_i^f(t)$. Αν ο κόμβος i είναι η πηγή για τη ροή f , παράγει κίνηση για την f και έστω $a_i^f(t)$ η ποσότητα που δημιουργείται από τον κόμβο i για τη ροή f στο χρόνο t .

Έστω $a_i^f = \lim_{t \rightarrow \infty} \frac{\sum_t a_i^f(t)}{t}$ ο ρυθμός άφιξης κίνησης στον κόμβο i για τη ροή f και a το διάνυσμα ρυθμών αφίξεων, το οποίο συγκεντρώνει τους επιμέρους ρυθμούς αφίξεων όλων των ροών.

Στις περισσότερες εργασίες (λεπτομέρειες θα ακολουθήσουν στα επόμενα κεφάλαια), κάθε μήκος ουράς ανανεώνεται με το χρόνο σύμφωνα με το εξής:

$$Q_i^f(t+1) = \max\{Q_i^f(t) - \sum_{j \in N_i} r_{(i,j)}^f(t), 0\} + \sum_{j:i \in N_j} r_{(j,i)}^f(t) + a_i^f(t),$$

όπου N_i είναι το σύνολο των γειτόνων ενός βήματος (one-hop neighbors) του κόμβου i , δηλαδή για κάθε $j \in N_i$, ισχύει ότι $(i,j) \in L$.

Ωστόσο, πολλές εργασίες εφαρμόζουν απλοποιήσεις στον παραπάνω κανόνα εξέλιξης των ουρών, οι οποίες επιτρέπουν την απόδειξη μαθηματικών εγγυήσεων για τα σχετικά σχήματα backpressure με πιο απλοποιημένες τεχνικές. Πιο συγκεκριμένα, μια συχνά χρησιμοποιούμενη απλοποίηση είναι η ακόλουθη:

$$Z_i^f(t+1) = Z_i^f(t) - \sum_{j \in N_i} r_{(i,j)}^f(t) + \sum_{j:i \in N_j} r_{(j,i)}^f(t) + a_i^f(t)$$

Να σημειωθεί ότι $Z_i^f(t)$ δεν είναι το πραγματικό μήκος της ουράς σε χρόνο t . Είναι μόνο μια προσέγγιση του $Q_i^f(t)$, και γίνεται ίση με το $Z_i^f(t)$ για μεγαλύτερες τιμές

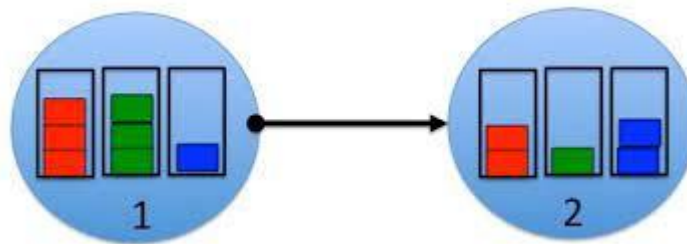
Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

μήκους της ουράς και το $Q_i^f(t) - \sum_{j \in N_i} r_{(i,j)}^f(t)$ είναι πάντα θετικό. Διαφορετικά το $Z_i^f(t)$ μπορεί να πάρει αρνητικές τιμές, το οποίο όμως δεν μπορεί να ισχύει για ουρές κόμβων, επομένως το $Z_i^f(t)$ μπορεί μόνο να θεωρηθεί ως ποσότητα εικονικού μήκους ουράς.

Ένα ενδεικτικό παράδειγμα για την παραπάνω λειτουργία φαίνεται στην παρακάτω Εικόνα 1. Δύο κόμβοι 1 και 2, έχουν ζεύξεις και προς τις δύο κατευθύνσεις, ενώ τα πακέτα των διαφορετικών ροών φαίνονται με διαφορετικά χρώματα. Μπορούν να θεωρηθούν και ως διαφορετικά αγαθά (commodities) που πρέπει να μεταφερθούν. Με βάση αυτά τα διαφορικά ανεκτέλεστου (differential backlogs) στις ουρές από τον κόμβο 1 προς τον κόμβο 2 είναι:

$$\begin{aligned} Q_1^{(\text{red})}(t) - Q_2^{(\text{red})}(t) &= 1 \\ Q_1^{(\text{green})}(t) - Q_2^{(\text{green})}(t) &= 2 \\ Q_1^{(\text{blue})}(t) - Q_2^{(\text{blue})}(t) &= -1 \end{aligned}$$

Επομένως το βέλτιστο αγαθό (ροή) για να αποσταλεί στη σύνδεση (1,2) στην επόμενη χρονική στιγμή είναι το πράσινο. Αντίθετα, με βάση τα αντίστοιχα διαφορικά ανεκτέλεστου στη ζεύξη (2,1) το βέλτιστο αγαθό (ροή) για εξυπηρέτηση προκύπτει το μπλε.



Εικόνα 1 – Παράδειγμα δρομολόγησης backpressure [Wikipedia]

4. Παραλλαγές Αλγορίθμου Backpressure

Σε αυτό το κεφάλαιο συγκεντρώνονται οι διαφορετικές παραλλαγές του βασικού αλγόριθμου backpressure που έχουν προκύψει μέχρι τώρα σε διάφορες εφαρμογές, με σκοπό να αναδειχθούν τα τεχνικά χαρακτηριστικά τους, οι αντικειμενικοί στόχοι που επιτυγχάνονται, καθώς και οι υπολογιστικές απαιτήσεις που προκύπτουν. Ο σκοπός της συγκέντρωσης των εν λόγω παραλλαγών είναι να αποτελέσει τη βάση σχεδίασης του αλγορίθμου που θα προταθεί στο έργο ΒΕΛΟΣ, υιοθετώντας τα βέλτιστα στοιχεία που μπορεί να χρειαστούν για την αντιμετώπιση των απαιτήσεων συστήματος.

4.1 Στοιχειώδης Αλγόριθμος Backpressure

Ο συμβατικός αλγόριθμος backpressure (BP) προτάθηκε για πρώτη φορά από τους Tassioulas και Ephremides στο [7] για ένα δίκτυο ουρών με αλληλοεξαρτώμενους διακομιστές (interdependent servers), π.χ. ένα ασύρματο δίκτυο πακέτων πολλαπλών βημάτων (multihop).

Πριν περιγράψουμε τον αλγόριθμο BP, εισαγάγουμε τις έννοιες της σταθερότητας του δικτύου και της περιοχής χωρητικότητας, οι οποίες είναι απαραίτητες για τη μελέτη και τις εν γένει ιδιότητες του αλγορίθμου BP.

Σταθερότητα Ουρών & Δικτύου (Queue & Network Stability). Μια ουρά είναι ισχυρά σταθερή εάν ισχύει $\lim_{t \rightarrow \infty} \frac{\sum_t E[Q_i^f(t)]}{t} \leq B$ με $B \geq 0$, μια σταθερά. Ένα δίκτυο είναι ισχυρά σταθερό, εάν όλες οι μεμονωμένες ουρές του είναι ισχυρά σταθερές, [5].

Περιοχή Χωρητικότητας Δικτύου (Network Capacity Region) C : Το σύνολο όλων των διανυσμάτων ρυθμού άφιξης a για τα οποία υπάρχει μια πολιτική π , έτσι ώστε το σύστημα να είναι έντονα σταθερό υπό την π .

Μια πολιτική π είναι βέλτιστης-ρυθμαπόδοσης (throughput-optimal) αν μπορεί να εξασφαλίσει ισχυρή σταθερότητα για όλα τα διανύσματα ρυθμού άφιξης a στη C .

Περιγραφή του συμβατικού BP αλγόριθμου βέλτιστης-ρυθμαπόδοσης:

Ο συμβατικός αλγόριθμος BP λαμβάνει μια κατανεμημένη απόφαση δρομολόγησης ανά ζεύξη και μια κεντρική απόφαση προγραμματισμού ζεύξης σε ολόκληρο το δίκτυο. Συγκεκριμένα, πρώτα λαμβάνεται η απόφαση δρομολόγησης, όπου κάθε ζεύξη επιλέγει τη ροή (δεδομένων) που θα εξυπηρετηθεί εάν η ζεύξη επιλεγεί για μετάδοση. Στη συνέχεια, ο αλγόριθμος BP λαμβάνει την απόφαση προγραμματισμού για την οποία λύνει κεντρικά ένα πρόβλημα αντιστοίχισης μέγιστου βάρους (maximum weight matching problem -MWM) ώστε να επιλέξει το σύνολο των συνδέσεων που θα μεταδώσουν την τρέχουσα χρονική στιγμή, ενώ λαμβάνει υπόψη τους περιορισμούς μετάδοσης (π.χ. λόγω παρεμβολών). Πιο αναλυτικά:

Βήμα δρομολόγησης (κατανεμημένο ανά συνδέσμους)

Κάθε ζεύξη (i, j) υπολογίζει την οπισθοπίεση (backpressure) για κάθε ουρά, δηλαδή την ποσότητα:

$$\Delta Q_{(i,j)}^f(t) = Q_i^f(t) - Q_j^f(t)$$

Στη συνέχεια, επιλέγει το μέγιστο για όλες τις ροές, δηλαδή

$$\Delta Q_{(i,j)}^*(t) = \max_f \{ \Delta Q_{(i,j)}^f(t) \}$$

Έστω f^* η ροή που επιτυγχάνει $\Delta Q_{(i,j)}^*(t)$ (με τις ισοβαθμίες να σπάνε αυθαίρετα). Εάν η ζεύξη (i, j) επιλεγεί για μετάδοση στο βήμα προγραμματισμού του αλγόριθμου BP, τότε ο κόμβος i θα μεταδώσει από την ουρά $Q_i^{f^*}(t)$ στην ουρά $Q_j^{f^*}(t)$ στον κόμβο j .

Βήμα προγραμματισμού (συγκεντρωτικό)

Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

Επιλύεται κεντρικά ένα πρόβλημα maximum weight matching για να επιλέξει τις συνδέσεις που θα μεταδώσουν, δηλαδή,

$$\max_{\forall I} \sum_{(i,j) \in I} r_{(i,j)} \Delta Q_{(i,j)}^*(t)$$

όπου I είναι ένα σύνολο ζεύξεων που μπορούν να μεταδώσουν ταυτόχρονα. Έστω I^* το σύνολο που επιτυγχάνει το μέγιστο. Τότε, κάθε ζεύξη στο I^* μεταδίδει πακέτα για την επιλεγμένη ροή στο βήμα δρομολόγησης του αλγορίθμου BP τη χρονική στιγμή t .

Ο Αλγόριθμος backpressure λαμβάνει μεγάλη προσοχή λόγω των αποδεδειγμένων εγγυήσεων απόδοσης, της ευρωστίας σε στοχαστικές συνθήκες δικτύου και, το πιο σημαντικό, της ικανότητάς του να επιτυγχάνει την επιθυμητή απόδοση χωρίς να απαιτείται καμία στατιστική γνώση της υποκείμενης τυχαιότητας στο δίκτυο.

Περιορισμοί του συμβατικού αλγορίθμου BP:

Υπάρχουν ορισμένοι περιορισμοί του συμβατικού αλγορίθμου BP, οι οποίοι παρά την απλότητά του και την εγγενή του καταλληλότητα στο πρόβλημά μας, εμποδίζουν την άμεση εφαρμογή του ως προσέγγιση λύσης και δημιουργούν την ανάγκη προσαρμογών. Αυτά είναι συγκεκριμένα [2],

1. Φαινόμενα αργής εκκίνησης όταν σε συνθήκες δικτύου χαμηλής έντασης φορτίου τα πακέτα ακολουθούν άσκοπα μεγάλες διαδρομές.
2. Βρόχοι δρομολόγησης που μπορεί να οδηγήσουν σε υψηλές καθυστερήσεις μεταφοράς (χρόνος παράδοσης) πακέτων.
3. Πρόβλημα τελευταίου πακέτου, απουσία σταθερής οπισθοπίεσης προς τον προορισμό (για ροές χαμηλού ρυθμού ή βραχύβιες ροές).

4. Το γεγονός ότι σε ένα ρεαλιστικό σενάριο, το μέγεθος της ουράς είναι πεπερασμένο και σταθερό, ενώ στο συμβατικό αλγόριθμο BP οι ουρές έχουν άπειρα μεγέθη.

4.2 Αλγόριθμοι Backpressure με Χρονικούς Περιορισμούς

Προσέγγιση 1: Οι συγγραφείς στο [2] προτείνουν έναν αλγόριθμο BP με επίγνωση διάρκειας ζωής που είναι μια ευρετική προσέγγιση για την αντιμετώπιση των προβλημάτων που σχετίζονται με την καθυστέρηση του συμβατικού αλγορίθμου BP. Επίσης εξετάζουν τα ζητήματα που σχετίζονται με την ηλικία των πακέτων, δηλαδή, η πληροφορία που μεταφέρουν τα πακέτα καθίστανται άχρηστη εάν δεν έχουν φτάσει στον προορισμό τους μετά από κάποιο προκαθορισμένο χρόνο. Η συγκεκριμένη ευρετική είναι εμπνευσμένη από την τεχνική drift-plus-penalty που προτείνεται στο [5]. Συγκεκριμένα, κάθε ζεύξη ταξινομεί τα πακέτα που βρίσκονται στην ουρά (δεικτοδοτούνται από το p) με βάση την ακόλουθη μετρική:

$$W_{(i,j,p)}(t) = \sum_{f \in F} [Q_i^f(t) - Q_j^f(t)] + V_p(t) \cdot P_{(i,j,d)}$$

όπου:

- $\sum_{f \in F} [Q_i^f(t) - Q_j^f(t)]$ είναι η διαφορά των αποθεμάτων ουράς των κόμβων i και j , συγκεντρωτικά για όλες τις ροές.
- $V_p(t)$ είναι μια ποσότητα που υπολογίζεται για κάθε πακέτο p δηλώνοντας την προτεραιότητά του προς μεταφορά. Υπολογίζεται με βάση την ηλικία του πακέτου και συγκεκριμένα αυξάνεται με την ηλικία του πακέτου.
- $P_{(i,j,d)}$ χρησιμοποιείται για την ελαχιστοποίηση του μήκους της διαδρομής που ακολουθεί το πακέτο. Ισούται με το 1 αν η απόσταση του j προς το d αν η απόσταση του i προς το d , αλλιώς ισούται με -1. Παρατηρήστε ότι όταν

Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

είναι ίσο με -1 , το βάρος $W_{(i,j,p)}(t)$ αυξάνεται έτσι να ενθαρρύνει τη μεταφορά του πακέτου με προορισμό το d , από τον i προς το j .

Τέλος, τα πακέτα με υψηλότερες τιμές του $W_{(i,j,p)}(t)$ θα είναι τα επόμενα που θα μεταφερθούν.

Approach 2: Οι συγγραφείς στο [6] προτείνουν μια παραλλαγή του αλγόριθμου BP υποβοηθούμενου με τη συντομότερη διαδρομή που είναι βέλτιστης ρυθμαπόδοσης και υποστηρίζει περιορισμό hop ανά ροή. Δεδομένου ότι το μήκος της διαδρομής που ακολουθείται από μια ροή (μετρείται ως πλήθος βημάτων-hops) σχετίζεται στενά με την καθυστέρηση αυτής της ροής, το προτεινόμενο σχήμα BP μειώνει σημαντικά τις καθυστερήσεις των ροών λαμβάνοντας υπόψη τα ανώτερα όρια στα μήκη διαδρομής τους.

Για να υποστηρίξει τον περιορισμό hop ανά ροή, ο αλγόριθμος BP υποβοηθούμενος με τη συντομότερη διαδρομή χρησιμοποιεί έναν ελαφρώς διαφορετικό ορισμό των ουρών σε σχέση με τον συμβατικό αλγόριθμο BP. Συγκεκριμένα, οι κόμβοι διατηρούν μια ξεχωριστή ουρά για τα πακέτα που θα πρέπει να φτάσουν στον προορισμό τους εντός h hops. Επομένως, για κάθε ροή f με προορισμό d , ένας κόμβος διατηρεί ουρές με τους ακόλουθους δείκτες hop-count: $H_{i \rightarrow d}^{min}, \dots, N-1$, όπου $H_{i \rightarrow d}^{min}$ είναι η συντομότερη διαδρομή (σε βήματα-hops) απόσταση μεταξύ των κόμβων i και d και το $N-1$ είναι ένα καθολικό όριο για το μήκος διαδρομής των ροών χωρίς κύκλο. Στη συνέχεια, η backpressure της ουράς $Q_i^{f,h}(t)$ μέσω της ζεύξης (i,j) στο χρόνο t ορίζεται ως εξής:

- $\Delta Q_{(i,j)}^{f,h}(t) = Q_i^{f,h}(t) - Q_j^{f,h-1}(t)$ αν $H_{j \rightarrow d}^{min} \leq h-1$ (δηλαδή, εάν είναι δυνατόν το j να στείλει ένα πακέτο στο d σε λιγότερα από $h-1$ hops),
- $\Delta Q_{(i,j)}^{f,h}(t) = \infty$ σε διαφορετική περίπτωση.

Το backpressure της ζεύξης (i,j) τη στιγμή t ορίζεται ως εξής:

Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

- $$\Delta Q_{(i,j)}^*(t) = \max\{\max_{h,d}\{Q_i^{f,h}(t) - Q_j^{f,h-1}(t)\}, 0\}$$
 (1)

Στη συνέχεια, επιλύεται ένα πρόβλημα maximum weight matching (MWM) για την επιλογή των ζεύξεων που θα μεταδίδουν/μεταφέρουν πακέτα (πρόβλημα προγραμματισμού του αλγορίθμου BP). Κάθε επιλεγμένη ζεύξη επιλέγει να μεταφέρει πακέτα από την ουρά με δείκτη hop και flow που επιτεύχθηκε $\Delta Q_{(i,j)}^*(t)$.

Τέλος, το προτεινόμενο σχήμα BP επεκτείνεται σε ένα πρόβλημα ελέγχου ροής και δρομολόγησης που είναι η βέλτιστης-ρυθμαπόδοσης και επίσης ελαχιστοποιεί τον αριθμό των hops που απαιτείται για κάθε ροή. Ωστόσο, αυτό ισχύει μόνο εάν μπορούμε να ελέγξουμε τους ρυθμούς ροής εισόδου, κάτι που δεν συμβαίνει στη δική μας περίπτωση.

Προσέγγιση 3: Στην προηγούμενη εργασία μας στο [8], έχουμε προτείνει την προσέγγιση Constraint-Backpressure with Queue Difference Scaling (CBP_QDS) για τον κοινό έλεγχο συμφόρησης, δρομολόγησης και προγραμματισμού σε ασύρματα πολύ-βηματικά δίκτυα (multihop networks). Το προτεινόμενο σχήμα έχει επίγνωση της απόδοσης και αυτό επιτυγχάνεται τόσο με τον κατάλληλο ορισμό των βαρών ζεύξεων για τις απαιτήσεις της αντίστοιχης εφαρμογής όσο και με την εισαγωγή ενός αλγόριθμου σταθμισμένου backpressure (BP) δρομολόγησης/προγραμματισμού.

Ειδικότερα, θεωρούμε σταθμισμένα δίκτυα, όπου ένα διάνυσμα βάρους —με διάσταση ίση με τον αριθμό των ροών— εκχωρείται σε κάθε ζεύξη που εκφράζει μια κατάλληλη μετρική απόδοσης για την υπό εξέταση εφαρμογή (π.χ. καθυστέρηση, εμπιστοσύνη, κλπ.). Οι τιμές βάρους εκχωρούνται σε κάθε ζεύγος (ζεύξη, ροή) στο δίκτυο, και αυτός είναι ο λόγος για την εκχώρηση ενός διανύσματος βάρους σε κάθε σύνδεσμο. Αυτή η εξάρτηση των τιμών βάρους σε κάθε ζεύγος (ζεύξη, ροή) είναι ίδια με αυτή των διαφορών ουρών που χρησιμοποιείται στο BP, εάν χρησιμοποιούνται ουρές ανά ροή.

Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

Χρησιμοποιώντας τα βάρη, έχουμε σχεδιάσει έναν σταθμισμένο αλγόριθμο BP ως εξής:

Για κάθε ζεύξη (i, j) υπολογίζουμε την ποσότητα $\Delta Q_{(i,j)}^{f,new}(t) = w(i, j, f)\Delta Q_{(i,j)}^f(t)$, όπου $w(i, j, f) \geq 0$ είναι το βάρος που ορίζεται για τη σύνδεση (i, j) και τη ροή f .

Τότε, τα βήματα προγραμματισμού και δρομολόγησης του αλγόριθμου BP παραμένουν τα ίδια αλλά τώρα βασίζονται σε $\Delta Q_{(i,j)}^{f,new}(t)$ αντί για $\Delta Q_{(i,j)}^f(t)$.

Χρησιμοποιώντας αυτά τα είδη βαρών, οι ιδιότητες των ζεύξεων και ο τρόπος με τον οποίο αυτές οι ιδιότητες μπορούν να βοηθήσουν τις μεταδόσεις προς κάθε συγκεκριμένο προορισμό μπορούν να ληφθούν υπόψη στις διαδικασίες προγραμματισμού και δρομολόγησης, βελτιώνοντας διάφορες μετρήσεις απόδοσης ανάλογα με το τι εκφράζουν τα βάρη (εμπιστοσύνη, καθυστέρηση, κόστος, αξιοπιστία, κλπ.). Με άλλα λόγια, οι διαδρομές που επιτρέπουν καλύτερη απόδοση έχουν προτεραιότητα για την παράδοση πακέτων.

Σημειώστε ότι έχει αποδειχθεί ότι ο προτεινόμενος αλγόριθμος σταθμισμένης BP σε συνδυασμό με τον έλεγχο συμφόρησης, επιτυγχάνει σταθερότητα στην ουρά.

Τέλος, ως παράδειγμα, στις αξιολογήσεις μας, για να πετύχουμε χαμηλές καθυστερήσεις, έχουμε θέσει $w(i, j, f) = \frac{|dist_H(i, dest(f)) - dist_H(j, dest(f))|^3}{(dist_H(i, dest(f)) + dist_H(j, dest(f)))^3}$,

όπου $dist_H(i, dest(f))$ η υπερβολική απόσταση μεταξύ του κόμβου i και του προορισμού της ροής $f, dest(f)$. Οι αριθμητικές αξιολογήσεις και οι προσομοιώσεις δείχνουν ότι με αυτές τις τιμές βάρους το CBP_QDS υπερτερεί σημαντικά της BP ως προς την καθυστέρηση μεταφοράς πακέτων.

Προσέγγιση 4: Η εργασία [10] προτείνει την προσέγγιση LIFO-BP, το οποίο βελτιώνει σημαντικά τις καθυστερήσεις. Συγκεκριμένα, η συμβατική προσέγγιση BP υποτίθεται ότι λειτουργεί με ουρές FIFO, όπου τα πακέτα εξυπηρετούνται με την

ίδια σειρά που φτάνουν. Ωστόσο, στο LIFO-BP το πακέτο που έφτασε τελευταίο εξυπηρετείται πρώτο και αυτή είναι στην πραγματικότητα η μόνη διαφορά μεταξύ του συμβατικού BP και του LIFO-BP. Οι συγγραφείς απέδειξαν ότι η προσέγγιση LIFO-BP σε ένα πλαίσιο μεγιστοποίησης της χρησιμότητας μπορεί να επιτύχει μια πολυλογαριθμική αντιστάθμιση καθυστέρησης-χρησιμότητας, δηλαδή $O(\frac{1}{\sqrt{V}}) - O([\log(V)]^2)$ σε αντίθεση με τον (χειρότερο) λογαριθμικό συμβιβασμό καθυστέρησης-χρησιμότητας που επιτυγχάνεται από τον συμβατικό αλγόριθμο BP, δηλαδή $O(\frac{1}{\sqrt{V}}) - O(\log(V))$.

Το πρόβλημα με το LIFO-BP είναι ότι ορισμένα πακέτα που έφτασαν για πρώτη φορά ενδέχεται να αντιμετωπίσουν πολύ μεγάλες καθυστερήσεις. Για να λύσουν αυτό το πρόβλημα, οι συγγραφείς πρότειναν το LIFO^p BP που κάθε φορά επιλέγει με πιθανότητα p το πρώτο πακέτο της ουράς (δηλαδή λειτουργεί ως FIFO) και με πιθανότητα $1 - p$ το τελευταίο πακέτο (δηλαδή λειτουργεί ως LIFO).

Προσέγγιση 5: Η εργασία [9] προτείνει ένα σχήμα δρομολόγησης και προγραμματισμού που βασίζεται στον αλγόριθμο BP, το οποίο διασφαλίζει την απόδοση σε πραγματικό χρόνο των πακέτων έκτακτης ανάγκης στο Διαδίκτυο των Πραγμάτων (Internet-of-Things, IoT). Το προτεινόμενο σχήμα αποτελείται από (i) μια προσαρμογή του ορισμού των ουρών σε σύγκριση με το συμβατικό BP, και (ii) έναν συνδυασμό της δρομολόγησης συντομότερης διαδρομής με τη δρομολόγηση και τον προγραμματισμό του backpressure.

Συγκεκριμένα, κάθε κόμβος i διατηρεί (i) μία ουρά ανά ροή, $Q_i^f(t)$, για τα κανονικά πακέτα και (ii) μια ξεχωριστή ουρά, $Q_i^{emg}(t)$, για όλα τα πακέτα επείγουσας ανάγκης. Αν η ουρά $Q_i^{emg}(t)$ δεν είναι κενή, τότε εξυπηρετείται το πακέτο έκτακτης ανάγκης με την πλησιέστερη χρονική προθεσμία. Αλλιώς, αν η $Q_i^{emg}(t)$ είναι άδεια,

ένα κανονικό πακέτο εξυπηρετείται σύμφωνα με την πολιτική προγραμματισμού LIFO (που εξηγείται στην Προσέγγιση 4 παραπάνω).

Το κανονικό πακέτο που θα εξυπηρετηθεί, καθώς και ο επόμενος κόμβος j αυτού του κανονικού πακέτου επιλέγονται χρησιμοποιώντας μια τροποποιημένη σταθμισμένη προσέγγιση BP. Συγκεκριμένα, κάθε ζεύξη υπολογίζει την ποσότητα $\Delta Q_{(i,j)}^{f,new}(t) = Q_i^f(t) - \frac{H_j^f - H_i^f}{H_i^f} Q_j^f(t)$, με το H_i^f να είναι η συντομότερη απόσταση διαδρομής του i στον προορισμό της ροής f . Τότε, το βήμα δρομολόγησης BP εφαρμόζεται χρησιμοποιώντας το $\Delta Q_{(i,j)}^{f,new}(t)$ για όλες τις ροές f και για τους γείτονες j .

Ο επόμενος κόμβος αναπήδησης ενός πακέτου επείγουσας ανάγκης είναι ο γείτονας j με τη μικρότερη απόσταση διαδρομής μέχρι τον προορισμό, εάν ο κόμβος j δεν έχει συμφόρηση, δηλαδή αν $Q_i^{emg}(t) - Q_j^{emg}(t) \geq 0$. Αλλιώς, αν $Q_i^{emg}(t) - Q_j^{emg}(t) < 0$, υπολογίζεται ένα **βάρος προώθησης** για όλους τους γειτονικούς κόμβους i , ίσο με $\Delta Q_{(i,j)}^{emg,new}(t) = Q_i^{emg}(t) - Q_j^{emg}(t)$. Στη συνέχεια, το βήμα δρομολόγησης BP εφαρμόζεται χρησιμοποιώντας $\Delta Q_{(i,j)}^{emg,new}(t)$ για όλες τις ροές, δηλαδή, ο κόμβος με το μέγιστο βάρος προώθησης επιλέγεται ως ο επόμενος κόμβος μετάβασης.

Προσέγγιση 6: Οι συγγραφείς στο [14] προτείνουν έναν αλγόριθμο δρομολόγησης χωρίς βρόχους βασισμένο σε BP που βελτιώνει την απόδοση καθυστέρησης του συμβατικού αλγορίθμου BP καθώς δρομολογεί τα πακέτα χωρίς βρόχους. Για να το κάνει αυτό, δρομολογεί πακέτα σε κατευθυνόμενα ακυκλικά γραφήματα (DAG). Ο προτεινόμενος αλγόριθμος και η ανάλυσή του βασίζονται στις εικονικές ουρές $Z_i^f(t)$. Τα DAG κατασκευάζονται συχνά με βάση αλγόριθμους αντιστροφής συνδέσεων [15] που διασφαλίζουν τη συνδεσιμότητα μεταξύ του προορισμού και

όλων των άλλων κόμβων στο γράφημα. Συγκεκριμένα, όταν ένας κόμβος χάνει όλες τις εξερχόμενες ζεύξεις του, αντιστρέφει την κατεύθυνση των άλλων ζεύξεών του. Αυτή η διαδικασία επαναλαμβάνεται έως ότου κάθε κόμβος έχει τουλάχιστον μία εξερχόμενη ζεύξη. Ωστόσο, οι υπάρχοντες αλγόριθμοι αντιστροφής ζεύξης επικεντρώνονται κυρίως στη διασφάλιση της συνδεσιμότητας και ενδέχεται να μην είναι βέλτιστοι-ρυθμαπόδοσης. Εδώ, οι συγγραφείς προτείνουν έναν νέο αλγόριθμο αντιστροφής ζεύξης που λαμβάνει υπόψη επίσης τη βελτιστοποίηση της απόδοσης εκτός από τη συνδεσιμότητα δικτύου. Το DAG ενημερώνεται με βάση τα πιο πρόσφατα μήκη ουράς του δικτύου. Τέλος, οι συγγραφείς προτείνουν μια επέκταση της BP χωρίς βρόχο σε δυναμικές τοπολογίες δικτύου.

4.3 Αλγόριθμοι Backpressure με Φραγμένες Ουρές

Προσέγγιση 1: Στο [11], οι συγγραφείς προτείνουν έναν αλγόριθμο που μοιάζει με backpressure και λειτουργεί με πεπερασμένα μήκη ουράς, εφόσον τα μήκη της ουράς είναι κατάλληλα καθορισμένα. Οι ποσότητες «οπισθοπίεσης» σχεδιάζονται με βάση καινούρια ορισμένα βάρη κόμβων. Αν και αυτά τα βάρη διαφέρουν από τις ουρές (που χρησιμοποιούνται σε συμβατικούς αλγόριθμους backpressure), εξακολουθούν να μπορούν να παρακολουθούνται και να ενημερώνονται τοπικά. Επιπλέον, ο κανόνας ελέγχου ρυθμού μετάδοσης και απόφασης δρομολόγησης περιλαμβάνει έναν τετραγωνικό όρο που είναι παρόμοιος με την τεχνική που χρησιμοποιείται στους αλγόριθμους εγγύτητας [12,13].

Τα εισαγόμενα βάρη βασίζονται στις εικονικές ουρές $Z_i^f(t)$. Ειδικότερα, για κάθε κόμβο και κάθε ροή ορίζεται το ακόλουθο βάρος:

$$Y_i^f(t) = Z_i^f(t) + a_i^f(t-1) - \sum_{j \in N_i} r_{(i,j)}^f(t-1) + \sum_{j:i \in N_j} r_{(j,i)}^f(t-1)$$

Στη συνέχεια, ο προγραμματισμός και η δρομολόγηση εκτελούνται με τη λήψη των βέλτιστων ρυθμών μετάδοσης των ζεύξεων με κατανομημένο τρόπο. Συγκεκριμένα, για κάθε ζεύξη, λύνεται το παρακάτω κυρτό πρόβλημα βελτιστοποίησης:

Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

$$\max_{r_{(i,j)}^f(t)} \sum_{f \in F} (Y_i^f(t) - Y_j^f(t)) r_{(i,j)}^f(t) - (\alpha_i + \alpha_j) \sum_{f \in F} (r_{(i,j)}^f(t) - r_{(i,j)}^f(t-1))^2$$

με περιορισμό

$$\sum_{f \in F} r_{(i,j)}^f(t) \leq C_{(i,j)}$$

όπου α_i, α_j είναι σταθερές παράμετροι που εξαρτώνται από τον κόμβο και $\sum_{f \in F} (r_{(i,j)}^f(t) - r_{(i,j)}^f(t-1))^2$, ο τετραγωνικός όρος που προστίθεται ως ποινή στις αποφάσεις δρομολόγησης και προγραμματισμού. Είναι αποδεδειγμένο ότι τα μήκη εικονικής ουράς οριοθετούνται ως

$$|Z_i^f(t)| \leq G,$$

όπου G είναι μια σταθερά που ορίζεται στο [11], και τα πραγματικά μήκη ουράς οριοθετούνται ως

$$|Q_i^f(t)| \leq 2G + \sum_{j \in N_i} C_{(i,j)}.$$

Κατά συνέπεια, εάν οι ουρές για κάθε κόμβο i και ροή f έχουν ικανότητα/χωρητικότητα μεγαλύτερη από $2G + \sum_{j \in N_i} C_{(i,j)}$ (ανάλογα με τον κόμβο), τότε το σχήμα backpressure του [11] (που σκιαγραφείται παραπάνω) λειτουργεί βέλτιστα.

Είναι σημαντικό να σημειωθεί ότι σε ένα πλαίσιο μεγιστοποίησης χρησιμότητας, το προτεινόμενο σχήμα βελτιώνει την αντιστάθμιση καθυστέρησης χρησιμότητας της βιβλιογραφίας, καθώς επιτυγχάνει σταθερό μέγεθος ουράς $O(1)$ με γρήγορο ρυθμό σύγκλισης $O(\frac{1}{t})$.

Approach 2: Στην εργασία [16], οι συγγραφείς μελετάνε την εφαρμογή του αλγόριθμου backpressure στον έλεγχο φωτεινών σηματοδοτών σε ένα δίκτυο με σηματοδοτημένες διασταυρώσεις. Χρησιμοποιούν τον αλγόριθμο BP λόγω των αποδεδειγμένων εγγυήσεων σταθερότητας, αν και στην προ-υπάρχουσα βιβλιογραφία αποδεικνύονται μόνο για άπειρα μήκη ουρών, γεγονός το οποίο δεν είναι αληθές για τις διασταυρώσεις οδικών δικτύων. Οπότε οι συγγραφείς, πρώτα αποδεικνύουν ότι ο τυπικός αλγόριθμος BP αποτυγχάνει όταν οι ουρές είναι πεπερασμένες δείχνοντας την υπέρμετρη διάδοση συμφόρησης σε αυτή την περίπτωση. Κατά δεύτερο λόγο, προτείνουν μια βελτίωση του αλγόριθμου BP, η οποία χρησιμοποιεί κανονικοποιημένες τιμές μήκους ουρών (η οποία αναφέρεται στο [16] ως πίεση), η οποία εγγυάται τη διατήρηση του φορτίου και αντιμετωπίζει τη διάδοση συμφόρησης, ενώ εξασφαλίζει ισοτιμία για χαμηλές τιμές κίνησης, λαμβάνοντας τις αρχικές τιμές οπισθοπίεσης καθώς οι χωρητικότητες των ουρών τείνουν στο άπειρο.

Υποθέτοντας ότι κάθε ουρά Q_i^f έχει πεπερασμένη χωρητικότητα ίση με C_i (η οποία εξαρτάται μόνο από τον κόμβο i και όχι από τη ροή με την οποία σχετίζεται). Ο προτεινόμενος αλγόριθμος BP με γνώση χωρητικότητας αντί να υπολογίσει τη διαφορά πιέσεων (για κάθε ζεύξη και ροή) όπως στον αρχικό αλγόριθμο BP, δηλαδή ως $\Delta Q_{(i,j)}^f(t) = Q_i^f(t) - Q_j^f(t)$, την υπολογίζει ως $\Delta Q_{(i,j)}^f(t) = P_i^f(Q_i^f(t); C_i) - P_j^f(Q_j^f(t); C_j)$, με $P_i(\cdot; C_i)$ τη συνάρτηση πίεσης, παραμετροποιημένη κατά τη χωρητικότητα.

Η συνάρτηση πίεσης ορίζεται έτσι ώστε να ικανοποιεί τις ακόλουθες συνθήκες:

(i) είναι ισοτιμη υπό χαμηλές συνθήκες κίνησης. Μαθηματικά αυτό αποδεικνύεται αν σε χαμηλές συνθήκες κίνησης, οι περιθώριες τιμές πίεσης είναι ομοιόμορφες στους κόμβους, δηλαδή if $\exists K: \forall i, \frac{\partial P_i^f(\cdot, 0)}{\partial Q_i^f} = K$.

Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

(ii) εξασφαλίζει ότι καθώς οι χωρητικότητες μεγαλώνουν τείνοντας στο άπειρο, ο παραδοσιακός έλεγχος backpressure μπορεί να ανακτηθεί, για να εκμεταλλευτεί τις εγγυήσεις σταθερότητας στο πλαίσιο των άπειρων χωρητικοτήτων. Αυτή η απαίτηση ικανοποιείται αν: όταν $\frac{Q_i^f}{C_i} \rightarrow 0$, το P_i^f γίνεται γραμμικό.

Επομένως, για να ικανοποιηθούν και οι δύο απαιτήσεις, η συνάρτηση πίεσης πρέπει να λάβει την ακόλουθη μορφή με συμβολισμό Landau:

$$P_i^f(Q_i^f; C_i) = KQ_i^f + O\left(\frac{Q_i^f}{C_i}\right)$$

Θα χρησιμοποιήσουμε παρόμοιες ιδέες για να αναπτύξουμε τη δική μας προσέγγιση για δρομολόγηση-προγραμματισμό μεταφοράς πακέτων για μεταφορικές εταιρείες.

5. Σχεδιασμός Αλγόριθμου Χρονοπρογραμματισμού

Στο τρέχον κεφάλαιο παρουσιάζεται η σχεδίαση της βασικής έκδοσης του αλγόριθμου χρονοπρογραμματισμού βασισμένου στην τεχνική backpressure που αποσκοπεί το έργο. Η σχεδίαση βασίζεται στα στοιχεία που αναδείχθηκαν ως πιο σημαντικά στα προηγούμενα κεφάλαια. Επισημαίνεται ότι, όπως σε κάθε περίπτωση σχεδίασης ενός αλγόριθμου, η πρώτη σχεδίαση που θα γίνει ενδέχεται να τροποποιηθεί με βάση τα αποτελέσματα της αξιολόγησης επίδοσης που θα ακολουθήσουν (Πακέτο Π2.1), και τη δοκιμή λειτουργίας υπό πραγματικές συνθήκες, η οποία θα πραγματοποιηθεί με την ενσωμάτωση του λογισμικού του αλγορίθμου στο υπόλοιπο πληροφοριακό σύστημα.

5.1 Κίνητρα

Με βάση τις ιδιαίτερες ανάγκες που προκύπτουν σε μια εταιρεία μεταφορών γενικότερα και της RMR ειδικότερα, όπως έχουν αποτυπωθεί στο Παραδοτέο Π1.1, κρίνεται αναγκαία μια στοχευμένη σχεδίαση αλγόριθμου χρονοπρογραμματισμού. Ειδικά για την περίπτωση που η σχεδίαση επιλέχθηκε να ακολουθήσει την τεχνική

backpressure, από την παραπάνω συγκριτική ανάλυση διαφαίνεται ότι δεν μπορεί να χρησιμοποιηθεί ως έχει κάποια από τις υπάρχουσες έκδοση-παραλλαγή του αλγόριθμου backpressure. Είναι απαραίτητο να σχεδιαστεί μια στοχευμένη έκδοση που θα ικανοποιεί τις ιδιαίτερες ανάγκες μιας μεταφορικής εταιρείας, με τις όποιες αναλογίες προκύψουν μεταξύ των παραδοσιακών χρήσεων του αλγόριθμου backpressure και των πόρων που εμφανίζονται σε μια εφαρμογή στις μεταφορές.

Στη συγκεκριμένη περίπτωση ακολουθήθηκε μια πιο ολιστική προσέγγιση, κατά την οποία η σχεδίαση του αλγορίθμου έγινε με γνώμονα τις γενικότερες ανάγκες που απαιτούνται για μια μεταφορική εταιρεία. Έτσι οι ανάγκες της RMR θα καλυφθούν πλήρως, ενώ δίνεται αρκετή ευελιξία για αρκετές περισσότερες σε περίπτωση που αυξηθεί η δραστηριότητα της εταιρείας. Παράλληλα, η γενικότερη και πιο ολιστική φιλοσοφία σχεδίασης που θα παρουσιαστεί στα ακόλουθα, επιτρέπει την διεξαγωγή πιο εμπειριστατωμένης έρευνας για τις γενικότερες απαιτήσεις που θα έχουν αρκετά μεγαλύτερες εταιρείες μεταφορών, θέτοντας έτσι περισσότερες προκλήσεις και υπολογιστικές δυσκολίες. Με αυτή την προσέγγιση, το έργο θα καλύψει ένα μεγαλύτερο ερευνητικό φάσμα, ώστε η τελική έκδοση αλλά και το πληροφοριακό σύστημα στο οποίο θα ενσωματωθεί να λειτουργούν ως τεχνολογία αιχμής (state-of-the-art, SOTA) και να αποτελέσουν βάση για περισσότερη έρευνα και ανάπτυξη εφαρμογών στον εν λόγω χώρο.

Στις επόμενες παραγράφους, ακολουθεί η αναλυτική σχεδίαση της πρώτης έκδοσης του αλγόριθμου.

5.2 Μοντέλο Συστήματος & Συμβολισμός

Ας θεωρήσει κανείς ένα δίκτυα μεταφοράς πακέτων, δημιουργώντας την αναλογία ότι οι κόμβοι του δικτύου είναι αποθήκες και κάθε σύνδεση του αρχικού δικτύου, συνδέει τελικά δύο αποθήκες, αν ένα φορτηγό μπορεί να προγραμματιστεί να πάει από την αποθήκη i στην αποθήκη j . Με αυτόν τον τρόπο δημιουργείται μια φυσική αναλογία μεταξύ δικτύων μεταφοράς πακέτων και εμπορευματικών δικτύων της

εφοδιαστικής αλυσίδας. Αυτό το δίκτυο μπορεί να αναπαρασταθεί μαθηματικά ως $G = (N, L)$ με N να αντιπροσωπεύει το σύνολο των κόμβων-αποθηκών και L το σύνολο των κατευθυνόμενων συνδέσεων μεταξύ των κόμβων-αποθηκών.

Μια **σύνδεση** μεταξύ κόμβων i και j εκφράζεται ως (i, j) και ανήκει στο σύνολο L . Αναθέτουμε ένα **βάρος** σε κάθε σύνδεση, συμβολίζεται με $w(i, j, t)$, το οποίο εκφράζει μια μέση καθυστέρηση (μέσο χρόνο) που απαιτείται για να οδηγήσει το πλήρωμα ενός φορτηγού από την αποθήκη i στην αποθήκη j σε χρόνο t . Επιπλέον η κάθε σύνδεση έχει **χωρητικότητα** σε χρόνο t (εκφρασμένη σε m^3)², η οποία συμβολίζεται με $c(i, j, t)$. Η χωρητικότητα αλλάζει με το χρόνο ανάλογα με τη διαθεσιμότητα πληρωμάτων, και το διατιθέμενο χώρο σε κάθε φορτηγό.

Σε κάθε περίπτωση, χρησιμοποιώντας έναν αλγόριθμο συντομότερου μονοπατιού, π.χ. Dijkstra, μπορούμε να υπολογίσουμε την απόσταση σε βήματα (hops) μεταξύ οποιωνδήποτε κόμβων-αποθηκών i και j , η οποία σημειώνεται ως $hops(i, j)$. Ο υπολογισμός αυτός είναι σταθερός σε σχέση με το χρόνο.

Ένα **πακέτο**³ (δικτύου ή φορτωτική) p πρέπει να αποσταλεί από τον κόμβο/αποθήκη πηγή $s(p)$ στον κόμβο/στην αποθήκη προορισμό $d(p)$. Όταν το p φτάσει στον προορισμό του, θεωρείται ότι η σχετική εργασία/ανάθεση έχει ολοκληρωθεί. Επιπλέον, σε κάθε πακέτο p μια τιμή προτεραιότητας $V(p)$, η οποία μπορεί να αναπαριστά οποιαδήποτε μορφή σχετικής προτεραιότητας με το πακέτο, π.χ. χρονική, σημαντικότητα, ευαισθησία, κλπ.

² Εδώ η μονάδα μέτρησης έχει επιλεγεί το κυβικό μέτρο. Ωστόσο, εναλλακτικά θα μπορούσε να χρησιμοποιηθεί το βάρος της φορτωτικής μετρημένο σε κιλά (kg). Χάρην απλότητας στη συνέχεια χρησιμοποιείται ο όγκος, αλλά σημειώνεται ότι ο αλγόριθμος μπορεί να χρησιμοποιηθεί ως έχει με αλλαγή του μεγέθους μέτρησης ποσότητας της φορτωτικής σε βάρος, αντί όγκου.

³ Στο εξής το «πακέτο» μπορεί να αναφέρεται σε ένα πακέτο δικτύου τηλεπικοινωνιών, ή σε μια φορτωτική στα πλαίσια της σχεδίασης του αλγόριθμου του έργου. Οποτεδήποτε η αναφορά είναι σε δίκτυα μεταφορών, ο όρος «πακέτο» αναφέρεται στην εκάστοτε φορτωτική ανεξαρτήτου μεγέθους, τρόπου διαχείρισης, κλπ., τα οποία μπορεί να έχει η φορτωτική.

Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

Έστω $r(i, j, t) \leq c(i, j, t)$ η ποσότητα σε αντίστοιχες μονάδες (m^3) που πρέπει να μεταδοθεί στη σύνδεση (i, j) σε χρόνο t . Αυτή η ποσότητα είναι φραγμένη από τη χρονικά μεταβαλλόμενη χωρητικότητα ζεύξης, $c(i, j, t)$.

Κάθε κόμβος-αποθήκη διατηρεί δύο τύπους ουρών, δηλαδή κανονικές ουρές και ουρά προτεραιότητας. Ειδικότερα, κάθε κόμβος διατηρεί H ουρές προτεραιότητας και H κανονικές ουρές, όπου η ουρά με δείκτη h , αντιστοιχεί σε απόσταση βημάτων h και αποθηκεύει πακέτα τα οποία πρέπει να μεταφερθούν στον προορισμό τους το πολύ σε h βήματα. Διατηρώντας διαχωρισμό των ουρών βασισμένο στην απομένουσα απόσταση στον προορισμό (μετρημένη σε hops) θα επιτρέψει την αποφυγή παγίδευσης πακέτων σε κυκλικές διαδρομές μεταξύ αποθηκών και την επίτευξη χαμηλών τιμών καθυστέρησης, όπως και στην προσέγγιση 2 που αναλύθηκε σε προηγούμενο κεφάλαιο (shortest-path-aided BP algorithm).

Η ουρά προτεραιότητας του κόμβου i για μέτρηση βημάτων h σε χρόνο t θα αναφέρεται ως $Q_i^{emg,h}(t)$. Παρόμοια, η κανονική ουρά του κόμβου i για μέτρηση βημάτων h σε χρόνο t σημειώνεται ως $Q_i^h(t)$.

Κάθε κόμβος-αποθήκη μπορεί να δημιουργήσει καινούρια κίνηση (νέες φορτωτικές), π.χ. όταν έρχονται καινούρια εμπορεύματα από ιδιώτες ή άλλες υπηρεσίες. Έστω $a_i^{emg,h}(t)$ το ποσό της κίνησης προτεραιότητας που παράγεται στον κόμβο i στο χρόνο t με δείκτη μέτρησης βημάτων h . Παρόμοια, έστω $a_i^h(t)$ η ποσότητα κανονικής κίνησης που παράγεται από τον κόμβο i στο χρόνο t με δείκτη μέτρησης βημάτων h .

Κάθε αποθήκη i έχει χωρητικότητα για κάθε ουρά η οποία συμβολίζεται με C_i . Για απλότητα υποθέτουμε ότι εξαρτάται μόνο από τον κόμβο i και όχι από την εκάστοτε ουρά.

Τέλος, έστω N_i το σύνολο των γειτόνων ενός βήματος (one-hop neighbors) του κόμβου i , δηλαδή για κάθε $j \in N_i$, ισχύει ότι $(i, j) \in L$.

5.3 Υποθέσεις

Για τη σχεδίαση του αλγόριθμου γίνονται κάποιες βασικές υποθέσεις σχετικά με το θεωρούμενο σύστημα.

- Η πρώτη βασική υπόθεση είναι ότι **το σύστημα βρίσκεται στη σταθερή, μόνιμη κατάσταση του**. Επομένως υποτίθεται ότι όποιες μεταβατικές καταστάσεις έχουν παρέλθει και το σύστημα λειτουργεί ομαλά, χωρίς δηλαδή να σταματάει πλήρως, να εκκινεί από την αρχή, να μην υπάρχει ζήτηση/μεταφορές, κλπ.
- Η δεύτερη βασική υπόθεση είναι ότι **τα εργοδικά όρια των στοχαστικών διαδικασιών άφιξης κίνησης $a_i^{emg,h}(t)$, $a_i^h(t)$ βρίσκονται στην περιοχή χωρητικότητας (capacity region) του δικτύου**.

5.4 Χρονική κλίμακα

Με βάση τα παραπάνω δεν έχει προσδιοριστεί συγκεκριμένη χρονική κλίμακα λειτουργίας για τον αλγόριθμο. Έχει οριστεί μόνο ότι ο χρόνος έχει διακριτοποιηθεί και οι αποφάσεις, ανανεώσεις, λαμβάνονται σε κάθε χρονική σχισμή. Αυτό επιτρέπει μεγάλη ευελιξία στον αλγόριθμο για την περίπτωση του έργου ΒΕΛΟΣ.

Ο αυστηρός καθορισμός της χρονικής κλίμακας λειτουργίας θα γίνει σε μεταγενέστερο στάδιο και προς το τέλος της εργασίας, κατά τη φάση της ολοκλήρωσης του συστήματος, οπότε εκτός από την πλήρη οριοθέτηση των απαιτήσεων λειτουργίας του συστήματος, θα έχει μελετηθεί και η υπολογιστική πολυπλοκότητα της τελικής σχεδίασης και θα υπάρχουν ενδείξεις των υπολογιστικών απαιτήσεων του αλγόριθμου και του υπόλοιπου συστήματος.

5.5 Βασική ιδέα σχεδίασης

Οι μεταφορικές εταιρείες στοχεύουν στη μεταφορά πακέτων (φορτωτικών) με γρήγορο, αξιόπιστο, οργανωμένο και βέλτιστο τρόπο αναφορικά με την αναγκαία ισοστάθμιση (tradeoff) μεταξύ χρόνου παράδοσης (χρόνος καθυστέρησης για την παράδοση) και του σχετικού κόστους. Παράλληλα χρειάζεται να διαχειριστούν πακέτα προτεραιότητας τα οποία πρέπει να παραδοθούν στους προορισμούς τους μέσα σε αυστηρά χρονικά όρια⁴. Πρέπει να ληφθεί υπόψη, ότι οι αποθήκες (ουρές κόμβων) έχουν περιορισμένο χώρο (δυνατότητα διαχείρισης βάρους αντίστοιχα αν η μέτρηση γίνεται σε μονάδες βάρους). Με βάση τα παραπάνω, στη συνέχεια προτείνουμε μια καινοτόμα προσέγγιση για τη μεταφορά φορτωτικών (πακέτων) από τις μεταφορικές εταιρείες, η οποία βασίζεται στον αλγόριθμο backpressure και χρησιμοποιεί διάφορες ιδέες και χαρακτηριστικά από αυτές που παρουσιάστηκαν στην περίπτωση της εφαρμογής του backpressure σε δίκτυα επικοινωνιών και έλεγχο σηματοδοτών, όπως περιεγράφηκαν στο κεφάλαιο 4.2. Να επισημανθεί, ότι αυτή είναι η πρώτη φορά στη βιβλιογραφία που προτείνεται μια backpressure τεχνική για τη λήψη αποφάσεων σχετικά με τη μεταφορά φορτωτικών από μεταφορικές εταιρείες.

Για να αντιμετωπίσει στις σχετικές απαιτήσεις, η προσέγγισή μας βασίζεται στις ακόλουθες ιδέες:

1. Οργανώνει τις φορτωτικές-πακέτα σε ένα πρότυπο σύστημα ουρών στις αποθήκες.
2. Ακολουθώντας την ιδέα της Προσέγγισης 5 του κεφαλαίου 4.2 του παρόντος παραδοτέου, χρησιμοποιεί ξεχωριστές ουρές για φορτωτικές προτεραιότητας και κανονικά πακέτα. Τα πακέτα προτεραιότητας έχουν απόλυτη προτεραιότητα στη διαχείρισή τους.

⁴ Εκτός από αυστηρά χρονικά όρια, οι προτεραιότητες μπορούν να καλύψουν και άλλα κριτήρια ποιότητας υπηρεσίας, π.χ. ευαισθησία, επικινδυνότητα, κλπ. Στη συνέχεια αναφερόμαστε σε προτεραιότητα χρόνου, με το σκεπτικό ότι η τροποποίηση για άλλες προτεραιότητες είναι αρκετά εύκολη.

Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

3. Χρησιμοποιεί και τροποποιεί ιδέες από την Προσέγγιση 2 του κεφαλαίου 4.2 για την αποφυγή κύκλων δρομολόγησης πακέτων στις αποθήκες. Ειδικότερα, οι ουρές διαφοροποιούνται σε σχέση με τις τιμές αποστάσεων (μετρημένες σε βήματα) των αποθηκών προς τους τελικούς προορισμούς των φορτωτικών που διαχειρίζονται.
4. Αξιοποιεί την τεχνική του drift-plus-penalty technique (παρόμοια με την Προσέγγιση 1) για να θεωρήσει τις προτεραιότητες των διαφορετικών φορτωτικών που αποθηκεύονται στις κανονικές ουρές και τις χρονομεταβλητές καθυστερήσεις των συνδέσεων μεταξύ ενδιάμεσων προορισμών.
5. Χρησιμοποιεί κανονικοποιημένες συναρτήσεις πίεσης (pressure functions), έτσι ώστε να λάβει υπόψη την περιορισμένη χωρητικότητα των αποθηκών, παρόμοια με την Προσέγγιση 2 του κεφαλαίου 4.3.
6. Λαμβάνει υπόψη τις χρονομεταβλητές χωρητικότητες ζεύξεων παρόμοια με τον αρχικό backpressure αλγόριθμο όταν αποφασίζει τις διαδρομές και το πρόγραμμα μεταφορών των πακέτων.

5.6 Περιγραφή της από κοινού διαδικασίας προγραμματισμού-δρομολόγησης

Σε αυτό το κεφάλαιο περιγράφονται οι από κοινού διαδικασίες δρομολόγησης και προγραμματισμού του αλγόριθμου ενδιαφέροντος.

Η δρομολόγηση στην περίπτωση μας αναφέρεται στην επιλογή του μονοπατιού (δρομολογίου) που θα ακολουθήσει το πακέτο-φορτωτική p ξεκινώντας από τον κόμβο πηγή $s(p)$ μέχρι τον προορισμό $d(p)$. Το μονοπάτι-δρομολόγιο είναι μια διατεταγμένη ακολουθία από αποθήκες (κόμβους) με πρώτη αυτή της πηγής $s(p)$ και τελευταία αυτή του προορισμού $d(p)$. Ο αλγόριθμος, σε κάθε βήμα επανάληψης, δεν αποφασίζει όλο το μονοπάτι από την αρχή μέχρι το τέλος, αλλά

σε κάθε χρόνο t , αποφασίζει την επόμενη αποθήκη (κόμβο) στην επόμενη πρέπει να αποσταλεί το πακέτο (φορτωτική) αν επιλεγεί από τον προγραμματισμό για αποστολή. Ο προγραμματισμός (scheduling) είναι η απόφαση για το εάν το πακέτο θα μεταφερθεί σε επόμενη αποθήκη κατά μήκος του μονοπατιού δρομολόγησης στο χρόνο t ή όχι. Οι διαδικασίες του προγραμματισμού και της δρομολόγησης είναι συνυφασμένες. Αυτό συμβαίνει γιατί αν ένα πακέτο δεν προγραμματιστεί για μεταφορά, τότε στην επόμενη χρονοσχισμή απόφασης (ο χρόνος θεωρείται διακριτός) μπορεί να επιλεγεί ένα διαφορετικό επόμενο βήμα για αποθήκη προς ένα εντελώς διαφορετικό μονοπάτι.

Πριν προχωρήσουμε στην περιγραφή της από κοινού δρομολόγησης-προγραμματισμού, θα εισάγουμε ένα ακόμα σύνολο. Έστω $\mathcal{Y}(t)$ ένα σύνολο από ζεύξεις (συνδέσεις). Ένα σύνολο από ζεύξεις $I \in \mathcal{Y}(t)$ είναι ένα υποσύνολο του L και περιλαμβάνει ζεύξεις που μπορούν να μεταφέρουν πακέτα ταυτόχρονα, ανάλογα με τη διαθεσιμότητα πληρωμάτων και φορτηγών στην εκάστοτε τοποθεσία στο χρόνο t . Η $\mathcal{Y}(t)$ είναι χρονικά μεταβαλλόμενη, καθώς σε κάθε χρονική στιγμή μπορούμε να έχουμε διαφορετικούς συνδυασμούς ζεύξεων οι οποίες μπορούν να μεταφέρουν ταυτόχρονα πακέτα ανάλογα με τη διαθεσιμότητα πληρωμάτων και φορτηγών στην εκάστοτε τοποθεσία στο χρόνο t .

Για κάθε ζεύξη στο L υπολογίζουμε τη $\Delta Q^*(i, j, t)$ ως εξής:

1. Αν η ουρές προτεραιότητας του κόμβου i δεν είναι άδειες, θα εξυπηρετήσουμε πακέτα μόνο από τις ουρές προτεραιότητας και μόνο αν υπάρχει επιπλέον διαθέσιμος χώρος στο/στα φορτηγό/φορτηγά θα συμπεριλάβουμε και πακέτα κανονικής προτεραιότητας.

Σε αυτή την περίπτωση ορίζουμε:

$$\Delta Q^*(i, j, t) = \max_{h=1 \dots H} \{ \max \{ P_i^{emg,h} (Q_i^{emg,h}(t)) - P_i^{emg,h} (Q_j^{emg,h-1}(t)), 0 \} \},$$

Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

με $P_i^{emg,h}(\cdot; C_i)$ τη συνάρτηση πίεσης, ορισμένη κατά παρόμοιο τρόπο με την Προσέγγιση 2 στο κεφάλαιο 4.3.

2. Διαφορετικά, αν οι ουρές προτεραιότητας του κόμβου i είναι άδειες, τότε θα εξυπηρετήσουμε πακέτα από τις κανονικές ουρές. Ορίζουμε:

$$\Delta Q^*(i, j, t) = \max_{h=1 \dots H} \{ \max \{ P_i^h(Q_i^h(t)) - P_i^h(Q_j^{h-1}(t)) + V(i, j, t), 0 \} \},$$

όπου $P_i^h(\cdot; C_i)$ η συνάρτηση πίεσης, ορισμένη κατά παρόμοιο τρόπο με την Προσέγγιση 2 στο κεφάλαιο 4.3 και $V(i, j, t)$ είναι μια ποινή (penalty) και ορίζεται ως:

$$V(i, j, t) = \frac{1}{w(i, j, t)} + \frac{\sum_{p \in Q_i^h(t)} V(p)}{Q_i^h(t)},$$

Όπου παραβιάζοντας λίγο το συμβολισμό, χρησιμοποιούμε το $Q_i^h(t)$ για να συμβολίσουμε τόσο το μήκος της ουράς, όσο και τα πακέτα στην ουρά.

Αφού υπολογιστεί το $\Delta Q^*(i, j, t)$ για όλες τις ζεύξεις, λύνεται ένα πρόβλημα εύρεσης ταιριάσματος μεγίστου βάρους (max weight matching problem) για να αποφασίσει το σύνολο των ζεύξεων I^* που θα μεταφέρουν πακέτα σε χρόνο t .

Το πρόβλημα max weight matching μπορεί να γραφεί ως εξής:

$$\max_{\forall I \in Y(t)} \sum_{(i,j) \in I} c(i, j, t) \Delta Q^*(i, j, t).$$

Θέτοντας $V(i, j, t)$ όπως περιγράφηκε παραπάνω, οι ζεύξεις που εξασφαλίζουν χαμηλότερες καθυστερήσεις (συντομότερους χρόνους παράδοσης) λαμβάνουν προτεραιότητα στη λύση του προβλήματος maximum weight matching. Επιπλέον, οι ουρές που περιλαμβάνουν πακέτα με υψηλότερες προτεραιότητες λαμβάνουν επίσης προτεραιότητα.

Υποθέτουμε ότι η λύση του προβλήματος maximum weight matching είναι το σύνολο των ζεύξεων I^* .

Ας δούμε τώρα πως επιλέγονται τα πακέτα που θα εξυπηρετήσει μια ζεύξη αν επιλεγεί για μεταφορά πακέτων, δηλαδή αν ανήκει στο I^* , και πως ανανεώνονται τα μήκη των ουρών σε αυτή την περίπτωση.

Αν μια ζεύξη (i, j) ανήκει στο I^* , τότε:

1. Αν οι ουρές προτεραιότητας του κόμβου i δεν είναι άδειες, τότε η (i, j) θα εξυπηρετήσει πρώτα πακέτα από την ουρά $Q_i^{emg, h^*}(t)$, η οποία είναι αυτή που επιτυγχάνει το μέγιστο $Q^*(i, j, t)$. Αν $c(i, j, t) > Q_i^{emg, h^*}(t)$, τότε η ζεύξη μπορεί κατά βάση να εξυπηρετήσει περισσότερα πακέτα, έτσι ώστε ο χώρος του φορτηγού να μην μείνει ανεκμετάλλετος (έστω εν μέρη). Για να γίνει αυτό, η ζεύξη πρώτα θέτει σε σειρά τις εναπομένουσες ουρές προτεραιότητας (εκτός της h^*) με βάση τις διαφορές $P_i^{emg, h}(Q_i^{emg, h}(t)) - P_j^{emg, h}(Q_j^{emg, h-1}(t))$. Υποθέτουμε ότι η κατάταξη από την πρώτη μέχρι την τελευταία είναι $h_1, h_2, \dots, h_{H_{emg}-1}$, όπου H_{emg} είναι ο αριθμός των ουρών προτεραιότητας (όχι ότι μία ουρά προτεραιότητας έχει ήδη εξυπηρετηθεί) και αν h_k κατατάσσεται υψηλότερα από το h_l , αυτό σημαίνει ότι $P_i^{emg, h_k}(Q_i^{emg, h_k}(t)) - P_j^{emg, h_k}(Q_j^{emg, h_k-1}(t)) > P_i^{emg, h_l}(Q_i^{emg, h_l}(t)) - P_j^{emg, h_l}(Q_j^{emg, h_l-1}(t))$. Τότε, η (i, j) ξεκινά να εξυπηρετεί πακέτα από τις ουρές που έχουν καταταγεί υψηλότερα (δηλαδή πρώτη την h_1 , δεύτερη την h_2 , κλπ.) μέχρι η χωρητικότητα της ζεύξης να εξαντληθεί ή να μην υπάρχει κάποιο εναπομένον πακέτο που να χωράει στη δεδομένη χωρητικότητα. Αν ο κόμβος i έχει εξυπηρετήσει όλα τα πακέτα στην ουρά προτεραιότητας αλλά υπάρχει ακόμα διαθέσιμη χωρητικότητα στα φορτηγά και το αναγκαίο πλήρωμα, τότε θα εξυπηρετήσει και πακέτα από την κανονική ουρά. Σε αυτή την περίπτωση ακολουθώντας παρόμοια διαδικασία,

Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

οι κανονικές ουρές κατατάσσονται με βάση την ποσότητα $P_i^h(Q_i^h(t)) - P_i^h(Q_j^{h-1}(t)) + V(i, j, t)$ με υψηλότερη προτεραιότητα να αντιστοιχεί σε υψηλότερη κατάταξη. Η ζεύξη εξυπηρετεί πακέτα από τις κανονικές ουρές ξεκινώντας με εκείνα που είναι πιο υψηλά καταταγμένα και εφόσον υπάρχει διαθέσιμη χωρητικότητα.

2. Αν οι ουρές προτεραιότητας του κόμβου i είναι άδειες, τότε η ζεύξη (i, j) πρώτα θα εξυπηρετήσει πακέτα από την ουρά $Q_i^{h^*}(t)$ τα οποία επιτυγχάνουν μέγιστο $\Delta Q^*(i, j, t)$. Αν $c(i, j, t) > Q_i^{h^*}(t)$ τότε η ζεύξη μπορεί να εξυπηρετήσει περισσότερα πακέτα έτσι ώστε ο χώρος του φορτηγού να μην παραμένει ανεκμετάλλευτος. Για να γίνει αυτό, με παρόμοιο τρόπο όπως προηγουμένως, η ζεύξη πρώτα κατατάσσει τις εναπομένουσες κανονικές ουρές με βάση την ποσότητα $P_i^h(Q_i^h(t)) - P_i^h(Q_j^{h-1}(t)) + V(i, j, t)$ με τις υψηλότερες τιμές να υποδεικνύουν μεγαλύτερη προτεραιότητα. Η ζεύξη εξυπηρετεί πακέτα από τις κανονικές ουρές ξεκινώντας με εκείνα που είναι πιο υψηλά καταταγμένα και εφόσον υπάρχει διαθέσιμη χωρητικότητα.

Τότε η ποσότητα των πακέτων σε m^3 που θα μεταφερθεί στη ζεύξη (i, j) , για μια ουρά προτεραιότητας με δείκτη βημάτων h συμβολίζεται ως $r^{emg,h}(i, j, t)$ και δίνεται από:

$$r^{emg,h}(i, j, t) = \sum_{p \text{ served from } Q_i^{emg,h}(t)} l(p),$$

όπου $l(p)$ είναι ο χώρος που καταλαμβάνει το πακέτο p .

Παρόμοια, η ποσότητα πακέτων σε m^3 που θα μεταφερθεί μέσω της ζεύξης (i, j) , για μια κανονική ουρά με δείκτη βημάτων h συμβολίζεται ως $r^h(i, j, t)$ και δίνεται από:

Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

$$r^h(i, j, t) = \sum_{p \text{ served from } Q_i^h(t)} l(p)$$

Τώρα η ανανέωση του μήκους της ουράς γίνεται ως εξής:

Για τις ουρές προτεραιότητας:

$$Q_i^{emg,h}(t+1) = \max\{Q_i^{emg,h}(t) - \sum_{j \in N_i} r^{emg,h}(i, j, t), 0\} + \sum_{j:i \in N_j} r^{emg,h+1}(j, i, t) + a_i^{emg,h}(t),$$

όπου N_i είναι το σύνολο των γειτόνων ενός-βήματος (one-hop neighbors) του κόμβου i , δηλαδή για κάθε $j \in N_i$, ισχύει ότι $(i, j) \in L$.

Με παρόμοιο τρόπο η ανανέωση για τις κανονικές ουρές είναι:

$$Q_i^h(t+1) = \max\{Q_i^h(t) - \sum_{j \in N_i} r^h(i, j, t), 0\} + \sum_{j:i \in N_j} r^{h+1}(j, i, t) + a_i^h(t)$$

5.7 Συναρτήσεις Πίεσης

Οι συναρτήσεις πίεσης (pressure functions) είναι βασικές για να ληφθεί υπόψη η περιορισμένη χωρητικότητα των αποθηκών στην από κοινού διαδικασία δρομολόγησης-προγραμματισμού. Οι συναρτήσεις πίεσης θα επιλεγούν με βάση και τις πειραματικές μελέτες σε επόμενο στάδιο του έργου, ωστόσο πρέπει πάντοτε να ικανοποιούν τις δύο συνθήκες που αναφέρονται στο κεφάλαιο 4.3 για να εξασφαλιστεί ισοτιμία σε περιπτώσεις χαμηλής κίνησης και σταθερότητα. Μια πιθανή επιλογή για τις συναρτήσεις πίεσης την οποία θα διερευνήσουμε είναι και προτείνεται επίσης στην αναφορά [16] είναι η ακόλουθη:

$$P_i^h(Q_i^h; C_i) = \min \left\{ 1, \frac{\frac{Q_i^h}{C_\infty} + (2 - \frac{C_i}{C_\infty})(\frac{Q_i^h}{C_i})^m}{1 + (\frac{Q_i^h}{C_i})^{m-1}} \right\},$$

Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

Με παραμέτρους m, C_∞ να καθορίζουν τη μορφή της συνάρτησης πίεσης. Το m οριοθετεί τη μετάβαση από το γραμμικό καθεστώς, ενώ το C_∞ καθορίζει την κλίση της πίεσης σε χαμηλή κατάληψη, και είναι τέτοια ώστε ένας κόμβος του οποίου η χωρητικότητα είναι C_∞ να έχει γραμμική πίεση. Υποθέτουμε ότι όλες οι χωρητικότητες είναι χαμηλότερες από C_∞ και $m > 1$.

6. Επόμενα βήματα

Η παρούσα έκδοση του σχεδιασμένου αλγόριθμου αποτελεί την πρώτη προσπάθεια για την ανάπτυξη ενός αλγορίθμου που θα καλύψει τις ανάγκες της RMR και παράλληλα θα είναι αρκετά ευρύς σε επίπεδο λειτουργιών και δυνατοτήτων για να καλύψει ενδεχόμενες μελλοντικές ανάγκες, και εν δυνάμει να καλύψει όλες τις ανάγκες μια εταιρείας μεταφορών μεγαλύτερου μεγέθους. Η σχεδίαση στηρίχθηκε αφενός στο Παραδοτέο 1.1 στο οποίο έγινε γίνει ανάλυση των λειτουργικών απαιτήσεων της RMR και των απαιτήσεων διαλειτουργικότητας μεταξύ υπάρχοντος συστήματος διαχείρισης και της πλατφόρμας-στόχου, αφετέρου στα επιθυμητά χαρακτηριστικά που θα πρέπει να έχει μια μονάδα χρονοπρογραμματισμού για μια μεταφορική εταιρεία, όπως αυτά αναγνωρίστηκαν στη σχετική βιβλιογραφική ανασκόπηση που έγινε στα πλαίσια του παρόντος παραδοτέου (Κεφάλαια 2 και 3).

Ωστόσο, ο σχεδιασμένος αλγόριθμος δεν είναι ακόμα πλήρως λειτουργικός. Αν και έχει πραγματοποιηθεί μια πρώτη παραμετροποίηση, χρειάζεται αρκετές βελτιώσεις και συγκεκριμενοποιήσεις για να είναι πλήρως συμβατός με τις ανάγκες της RMR και για να μπορέσει να ενσωματωθεί στην τελική πλατφόρμα. Τα επόμενα βήματα αναμένονται ως εξής:

1. **Μελέτη επίδοσης με χρήση προσομοιώσεων:** με τη βοήθεια κατάλληλων προσομοιώσεων θα εξεταστεί αναλυτικά η λειτουργία του αλγόριθμου σε διάφορες κλίμακες λειτουργίας, π.χ. μικρή για επιβεβαίωση ορθής λειτουργίας, αναμενόμενη για τη μέτρηση επιδόσεων και απαιτητική για την επιβεβαίωση της κλιμακωσιμότητας του αλγόριθμου – Παραδοτέο 2.1.
2. **Αναγνώριση λειτουργίας για την RMR:** με βάση τις απαιτήσεις θα προσδιοριστεί ακριβώς η έκδοση που θα χρησιμοποιηθεί για ενσωμάτωση στην πλατφόρμα-στόχο – Παραδοτέο 2.2.

Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

3. **Ερευνητική επέκταση αλγόριθμου:** παράλληλα με το βήμα 2, θα επιχειρηθεί ευρύτερη επέκταση και βελτίωση του αλγόριθμου με ερευνητικό προσανατολισμό, ώστε να προκύψει μεγαλύτερο αποτύπωμα του έργου στη σχετική κοινότητα – Παραδοτέο 2.1.
4. **Υλοποίηση αλγορίθμου για την πλατφόρμα-στόχο:** καθώς προχωρά το βήμα 1 και το βήμα 2 θα έχει προχωρήσει σε ικανοποιητικό βαθμό, θα ξεκινήσει η υλοποίηση του αλγόριθμου που θα ενσωματωθεί στην πλατφόρμα – Παραδοτέο 3.1.
5. **Ενοποίηση υποσυστημάτων.** Τέλος, παράλληλα με το βήμα 4, θα ξεκινήσει η μελέτη του τρόπου που θα γίνει η ενοποίηση του υποσυστήματος χρονοπρογραμματισμού με το υπόλοιπο σύστημα (πλατφόρμα), κυρίως καθορίζοντας, υλοποιώντας και δοκιμάζοντας τις αντίστοιχες διεπαφές, με τη βάση δεδομένων, με τις διεπαφές χρήστη, κλπ. – Παραδοτέο 3.2.

Αναφορές

- [1] <https://velos.di.ionio.gr/>, τελευταία ανάκτηση: 15/06/2022, 12:23
- [2] A. Kabou, N. Nouali-Taboudjemat, S. Djahel, S. Yahiaoui and O. Nouali, "Lifetime-Aware Backpressure—A New Delay-Enhanced Backpressure-Based Routing Protocol," in *IEEE Systems Journal*, vol. 13, no. 1, pp. 42-52, March 2019.
- [3] L. P. Ma, S. Zabele, C. J. Merlin, G. Lauer and S. Dabideen, "QFloor: Queue Delay Reduction in Dynamic Backpressure Networks," *MILCOM 2019 - 2019 IEEE Military Communications Conference (MILCOM)*, 2019, pp. 496-501.
- [4] L. Huang, S. Moeller, M. J. Neely and B. Krishnamachari, "LIFO-Backpressure Achieves Near-Optimal Utility-Delay Tradeoff," in *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 21, no. 3, pp. 831-844, June 2013, doi: 10.1109/TNET.2012.2226215.
- [5] L. T. Leonidas Georgiadis, M. J. Neely and L. Tassiulas, *Resource Allocation and Cross-Layer Control in Wireless Networks (Foundations and Trends in Networking)*, vol. 1, no. 1, Breda, The Netherlands: Now Publishers, 2006.
- [6] L. Ying, S. Shakkottai and A. Reddy, "On Combining Shortest-Path and Back-Pressure Routing Over Multihop Wireless Networks," *IEEE INFOCOM*, 2009, pp. 1674-1682.
- [7] L. Tassiulas and A. Ephremides, "Stability properties of constrained queueing systems and scheduling policies for maximum throughput in multihop radio networks," in *IEEE Transactions on Automatic Control*, vol. 37, no. 12, pp. 1936-1948, Dec. 1992.
- [8] E. Stai, S. Papavassiliou and J. S. Baras, "Performance-Aware Cross-Layer Design in Wireless Multihop Networks Via a Weighted Backpressure Approach," in *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 24, no. 1, pp. 245-258, Feb. 2016.
- [9] T. Qiu, R. Qiao and D. O. Wu, "EABS: An Event-Aware Backpressure Scheduling Scheme for Emergency Internet of Things," in *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 17, no. 1, pp. 72-84, 1 Jan. 2018.
- [10] L. Huang, S. Moeller, M. J. Neely and B. Krishnamachari, "LIFO-Backpressure Achieves Near-Optimal Utility-Delay Tradeoff," in *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 21, no. 3, pp. 831-844, June 2013.
- [11] H. Yu and M. J. Neely, "A New Backpressure Algorithm for Joint Rate Control and Routing With Vanishing Utility Optimality Gaps and Finite Queue Lengths," in *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 26, no. 4, pp. 1605-1618, Aug. 2018.

- [12] N. Parikh and S. Boyd, "Proximal algorithms," *Found. Trends Optim.*, vol. 1, no. 3, pp. 123–231, 2013.
- [13] X. Lin and N. B. Shroff, "Utility maximization for communication networks with multipath routing," *IEEE Trans. Autom. Control*, vol. 51, no. 5, pp. 766–781, May 2006.
- [14] A. Rai, C. -p. Li, G. Paschos and E. Modiano, "Loop-Free Backpressure Routing Using Link-Reversal Algorithms," in *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 25, no. 5, pp. 2988-3002, Oct. 2017.
- [15] E. Gafni and D. Bertsekas, "Distributed Algorithms for Generating Loop-Free Routes in Networks with Frequently Changing Topology," in *IEEE Transactions on Communications*, vol. 29, no. 1, pp. 11-18, January 1981.
- [16] J. Gregoire, X. Qian, E. Frazzoli, A. de La Fortelle and T. Wongpiromsarn, "Capacity-Aware Backpressure Traffic Signal Control," in *IEEE Transactions on Control of Network Systems*, vol. 2, no. 2, pp. 164-173, June 2015.
- [17] P. Brucker, and S. Knust, "Complex Scheduling", 2nd edition, Springer-Verlag Berlin Heidelberg 2012.
- [18] J. Y-T. Leung, "Handbook of Scheduling: Algorithms, Models, and Performance Analysis", Chapman and Hall/CRC, 2004.
- [19] M. Pinedo, "Scheduling: Theory, Algorithms and Systems", 4th edition, Springer, 2012.
- [20] X. Wang and T.C.E. Cheng, "Logistics scheduling to minimize inventory and transport costs", *Elsevier Int. J. Production Economics*, 121, pp. 266–273, 2009.
- [21] Y.C. Chang, and C.Y. Lee, "Logistics scheduling: Analysis of two-stage problems", *J. Syst. Sci. Syst. Eng.* 12, 385–407 (2003).
<https://doi.org/10.1007/s11518-006-0143-5>.
- [22] S. Carrera, W. Ramdane Cherif, M.-C. Portmann, "Scheduling problems for logistic platforms with fixed staircase component arrivals and various deliveries hypotheses", 2nd International Conference, ICAOR 2010.
- [23] D. Bachtenkirch, and S. Bock, "Finding efficient make-to-order production and batch delivery schedules", *European Journal of Operational Research*, Vol. 297, No. 1, pp. 133-152, 2022.
- [24] L. Jiang and J. Walrand, "Scheduling and Congestion Control for Wireless and Processing Networks", Morgan & Claypool, 2010.