

ΠΑΝΕΠΙΣΤΗΜΙΟ ΘΕΣΣΑΛΙΑΣ

**ΤΜΗΜΑ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ Η/Υ,
ΤΗΛΕΠΙΚΟΙΝΩΝΙΩΝ ΚΑΙ ΔΙΚΤΥΩΝ**

**ΑΝΑΛΥΣΗ ΚΑΙ ΣΥΓΚΡΙΣΗ ΜΕΘΟΔΩΝ ΤΟΠΟΘΕΤΗΣΗΣ
ΚΑΙ ΔΡΟΜΟΛΟΓΗΣΗΣ ΟΛΟΚΛΗΡΩΜΕΝΩΝ ΚΥΚΛΩΜΑΤΩΝ**

ΔΙΠΛΩΜΑΤΙΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ

ΔΙΟΝΥΣΙΟΣ ΣΑΒΒΙΔΗΣ

Βόλος, Φεβρουάριος 2011

*Στους γονείς μου,
την Αρτεμις και τους φίλους μου.*

Ευχαριστίες

Αρχικά, θα ήθελα να ευχαριστήσω τον καθηγητή του Τμήματος Μηχανικών Ηλεκτρονικών Υπολογιστών, Τηλεπικοινωνιών και Δικτύων και βασικό επιβλέποντα της Πτυχιακής αυτής εργασίας κ.Γ.Σταμούλη που μου έδωσε την ευκαιρία να πραγματοποιήσω αυτή τη μελέτη. Η υποστήριξή του, η αμέριστη συμπαράστασή του, αλλά και οι διαρκείς υποδείξεις του βοήθησαν στην έγκαιρη ολοκλήρωση αυτής της μελέτης.

Επιπρόσθετα, θα ήθελα να ευχαριστήσω τον έτερο επιβλέποντα καθηγητή του Τμήματος, κ.Ν.Ευμορφόπουλο και τους συναδέλφους του γραφείου Ε5 για την προγενέστερη δουλειά τους πάνω στα ζητήματα με τα οποία καταπάνεται η προκείμενη εργασία.

Περιεχόμενα

Περίληψη	11
1 Place and Route	13
1.1 Εισαγωγικά	13
1.2 Προσεγγίσεις του προβλήματος.....	15
2 Standard Cell Placement	19
2.1 Εισαγωγή	19
2.2 Αλγόριθμος Gordian	22
2.2.1 Γραμμική ή quadratic αντικειμενική συνάρτηση;	29
2.2.2 GordianL, Βελτιστοποίηση γραμμικής αντικειμενικής συνάρτησης	32
2.2.3 GordianL, Επαναληπτική διχοτόμηση	37
2.3 Τοποθέτηση βάσει δυνάμεων	42
2.3.1 Διαμόρφωση του προβλήματος – Δευτεροβάθμια αντικειμενική συνάρτηση και επιπρόσθετες δυνάμεις.....	43
2.3.2 Εισαγωγή και προσδιορισμός επιπρόσθετων δυνάμεων	45
2.3.3 Βασικός αλγόριθμος -Μετασχηματισμός τοποθέτησης.....	51
2.3.4 Ο επαναληπτικός αλγόριθμος	52
3 Timing Driven Placement	55
3.1 Εισαγωγή	55
3.2 Δομικές μονάδες και κατηγοριοποίηση	57
3.2.2 Ανάλυση χρονισμού και μετρήσεις	59
3.2.3 Επισκόπηση της TDP	62
3.3 Προσέγγιση βασισμένη σε ζύγιση δικτύων	65
3.3.1 Στατική ζύγιση δικτύων	67
3.3.1.a Slackbased ζύγιση δικτύων	67

3.3.1.b Ζύγιση δικτύων με βάση την ευαισθησία.....	73
3.3.2 Δυναμική ζύγιση δικτύου.....	78
3.3.2.α Αυξητική (Incremental) ανάλυση χρονισμού.....	79
3.3.2.b Incremental ζύγιση δικτύου.....	81
3.3.2.c Εφαρμογή τοποθέτησης.....	83
3.4 Προσέγγιση βασισμένη σε περιορισμούς δικτύου.....	85
3.4.1 Παραγωγή περιορισμών δικτύου.....	85
3.4.1.a Παραγωγή αποτελεσματικών NLCs.....	86
3.4.1.b Single-shot παραγωγή NLCs.....	87
3.4.1.c Incremental παραγωγή NLCs.....	88
3.4.2 Τοποθέτηση βάσει περιορισμών δικτύου.....	91
3.4.2.a Τοποθέτηση με περιορισμούς δικτύου βάσει διαμερισμού.....	91
3.4.2.b Τοποθέτηση με περιορισμούς δικτύου βάσει δυνάμεων.....	94
3.4.2.c Αναλυτική τοποθέτηση βάσει περιορισμών δικτύου.....	94
3.5 Προσέγγιση path based ή γράφου χρονισμού.....	95
3.5.1 Διατύπωση βάσει γραμμικού προγραμματισμού.....	96
3.5.1.a Φυσικοί περιορισμοί.....	97
3.5.1.b Περιορισμοί ηλεκτρικοί/χρονισμού.....	98
3.5.1.c Αντικειμενικές συναρτήσεις.....	100
3.5.2 Διαμερισμός βάσει απομάκρυνσης επικαλύψεων.....	102
3.5.3 Lagrangian Relaxation Method.....	103
3.5.4 Simulated Annealing.....	104
3.5.5 Διαφορικός χρονισμός βάσει γράφου.....	105
3.6 Πρόσθετες τεχνικές.....	106
3.6.1 Υβριδική προσέγγιση βάσει δικτύων και μονοπατιών.....	107
3.6.2 Hippocrates.....	108

<i>4 Τοποθέτηση με βάση τη θερμική συμπεριφορά του συνολικού κοκλώματος (Thermal Placement.)</i>	<i>109</i>
4.1 Εισαγωγή	109
4.1.1 Αύξηση της θερμοκρασίας	110
4.1.2 Επιπτώσεις	113
4.2 Μοντελοποίηση και θεωρητικά αποτελέσματα	115
4.2.1 Θερμική μοντελοποίηση	115
4.2.2 Πολυπλοκότητα του στόχου	116
4.3 Αναλυτική Thermal Placement	118
4.3.1 Διατύπωση του προβλήματος	118
4.3.2 Κατανομή των κελιών & υπολογισμός του μήκους καλωδίων	119
4.3.3 Αναλυτική TP	121
<i>5 Παρατηρήσεις & μελλοντική εξέλιξη</i>	<i>123</i>
<i>Αναφορές</i>	<i>127</i>

Περίληψη

Η πολυπλοκότητα σχεδιασμού των κυκλωμάτων συνεχώς αυξάνεται, όμοια και το πλήθος των τρανζίστορ και των στρωμάτων στα κυκλώματα έχει αυξηθεί και συνεχίζει να αυξάνονται δραματικά. Την ίδια πορεία ακολουθούν το μέγεθος αλλά και η συχνότητα των ολοκληρωμένων κυκλωμάτων. Όλο και περισσότερα κελιά χρησιμοποιούνται κατά τη φυσική σχεδίαση των κυκλωμάτων με αποτέλεσμα τη γιγάντωση των προβλημάτων της κατασκευής των κυκλωμάτων. Τα εργαλεία τοποθέτησης και δρομολόγησης βελτιώνονται συνεχώς ως προς την ταχύτητα, την πολυπλοκότητα σχεδιασμού, εξελίσσονται σε θέματα χρονισμού και χρησιμοποιούνται όλο και περισσότερο στη σχεδίαση κυκλωμάτων υψηλών επιδόσεων.

Στη συγκεκριμένη εργασία, αναλύονται μέθοδοι και αλγόριθμοι τοποθέτησης και δρομολόγησης με βάση την εξής κατηγοριοποίηση:

- Standard cell placement
- Timing driven placement
- Thermal placement

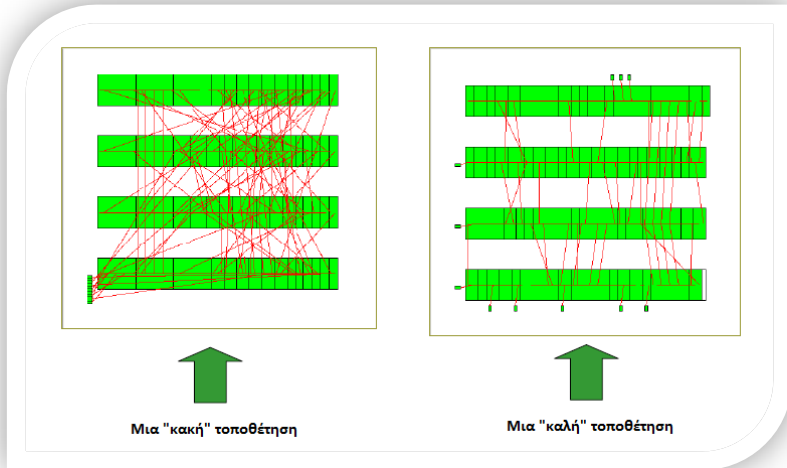
Η οργάνωση της εργασίας ακολουθεί την παραπάνω κατηγοριοποίηση. Αναλυτικότερα, στην πρώτη ενότητα γίνεται μια εισαγωγική αναφορά σε θέματα τοποθέτησης και δρομολόγησης. Στη δεύτερη ενότητα παρουσιάζεται η Standard cell placement μέθοδος

τοποθέτησης μαζί με αλγορίθμους και μεθόδους αυτής της κατηγορίας, στην τρίτη ενότητα η Timing driven μέθοδος τοποθέτησης και στην τέταρτη ενότητα η Thermal placement μέθοδος. Τέλος, στην πέμπτη ενότητα αναφέρονται κάποια γενικά συμπεράσματα και προτάσεις για μελλοντική εξέλιξη.

1 Place and Route

1.1 Εισαγωγικά

Η διαδικασία της τοποθέτησης και δρομολόγησης (**Place & Route**) είναι ένα βασικό στάδιο κατά τη σχεδίαση ψηφιακών κυκλωμάτων. Όπως συνάγεται από το όνομα, αποτελείται από δύο στάδια, την τοποθέτηση και τη δρομολόγηση. Το πρώτο βήμα, προϋποθέτει επιλογή του τόπου τοποθέτησης όλων των ηλεκτρονικών στοιχείων που απαρτίζουν το κύκλωμα. Την τοποθέτηση ακολουθεί η δρομολόγηση, όπου αποφασίζεται το ακριβές σχέδιο όλων των καλωδίων για τη σύνδεση όλων των στοιχείων που τοποθετήθηκαν κατά το πρώτο βήμα. Η δρομολόγηση πρέπει να εξασφαλίσει όλες τις επιθυμητές συνδέσεις ακολουθώντας τους κανόνες και τους περιορισμούς της παραγωγικής διαδικασίας.[1]. Για να γίνει κατανοητό πόσο σημαντικοί είναι οι κανόνες που διέπουν την διαδικασία τοποθέτησης παρουσιάζουμε στην παρακάτω εικόνα τα αποτελέσματα μιας «καλής» και μιας «κακής» τοποθέτησης και αναφέρουμε τις συνέπειες που ακολουθούν την κάθε περίπτωση.



Εικόνα 1.1: «κακή» τοποθέτηση VS «καλή» τοποθέτηση.

Μια «κακή» τοποθέτηση έχει ως αποτέλεσμα την πρόκληση συμφόρησης δρομολόγησης με επιπλέον συνέπειες, την αύξηση του κόστους σε επίπεδο χώρου και καλωδίωσης του κυκλώματος. Η μεγαλύτερη καλωδίωση σημαίνει και περισσότερη χωρητικότητα, άρα και περισσότερη καθυστέρηση αλλά και υψηλότερη κατανάλωση δυναμικής ισχύος. Από την άλλη, μια «καλή» τοποθέτηση σημαίνει μείωση του κόστους σε επίπεδο χώρου και καλωδίωσης. Μια μικρότερη καλωδίωση σημαίνει και μικρότερη χωρητικότητα, άρα και μικρότερη καθυστέρηση αλλά και μικρότερη κατανάλωση δυναμικής ισχύος.

1.2 Προσεγγίσεις του προβλήματος

Υπάρχουν διαφορετικοί τρόποι προσέγγισης του προβλήματος τοποθέτησης και δρομολόγησης, που με τη σειρά τους οδηγούν σε διαφορετικούς αλγορίθμους. Οι προσεγγίσεις που θα μας απασχολήσουν στην προκείμενη εργασία (κατά τη σειρά παρουσίασής τους στο κείμενο) είναι οι ακόλουθες:

- **Τοποθέτηση κελιών πλήρως καθορισμένων χαρακτηριστικών (Standard Cell Placement)**: Η μέθοδος παραγωγής της διάταξης (**layout**) ενός ολοκληρωμένου κυκλώματος περιλαμβάνει τα ακόλουθα βήματα. Την παροχή λειτουργικών στοιχείων που αντιπροσωπεύουν τα δομικά στοιχεία κυκλώματος (**modules**) και τις μεταξύ τους συνδέσεις, την παροχή μιας τεχνολογικής βιβλιοθήκης κελιών προκαθορισμένου πλάτους (**standard cell**) όπου κάθε κελί αντιπροσωπεύει μια εν δυνάμει συνιστώσα για τη διαμόρφωση ενός ολοκληρωμένου κυκλώματος και τέλος, μια διάταξη των παραπάνω στοιχείων έτσι ώστε αυτά να καταλαμβάνουν τον μικρότερο δυνατό χώρο.
- **Τοποθέτηση με βάση τη συμπεριφορά χρονισμού των κελιών (Timing Driven Placement)**: Η συγκεκριμένη προσέγγιση βασίζεται κατά κύριο λόγο στο συνολικό χρόνο μετάβασης της πληροφορίας εντός των πιο αργών μονοπατιών του

κυκλώματος (**critical paths**). Ένα κελί είναι συνήθως συνδεδεμένο με δυο ή περισσότερα κελιά. Επομένως, μειώνοντας το μήκος κάποιων στοχοθετημένων δικτύων είναι δυνατό να πετύχουμε μείωση του μήκους των καλωδίων άλλων δικτύων τα οποία διασυνδέονται μέσω κοινών κελιών. Καθώς η καθυστέρηση στα **critical paths** μειώνεται, άλλα μονοπάτια μπορεί να γίνουν κρίσιμα. Αυτός είναι και ο λόγος για τον οποίο οι **TDP** προσεγγίσεις του προβλήματος πρέπει να εφαρμόζονται με πολύ προσεκτικό και ισορροπημένο τρόπο.

- **Τοποθέτηση βάσει της θερμικής συμπεριφοράς των κελιών (Thermal Placement)**: Η κλιμάκωση της τεχνολογίας έχει οδηγήσει στην ενσωμάτωση όλο και περισσότερων **modules** στην επιφάνεια ενός ολοκληρωμένου κυκλώματος με συνέπεια να αυξάνεται η κατανάλωση ενέργειας. Αν οι τεχνικές πακεταρίσματος των κυκλωμάτων δεν ακολουθήσουν τις εξελίξεις ώστε η θερμοκρασία να διαχέεται αποτελεσματικά, το τελικό αποτέλεσμα θα είναι ένα καυτό (και μη λειτουργικό) ολοκληρωμένο κύκλωμα. Η αύξηση της κατανάλωσης ισχύος έχει ως αποτέλεσμα την παραγωγή περισσότερης θερμότητας σε ένα ολοκληρωμένο κύκλωμα. Από την άλλη, αν οι τεχνικές ψύξης των ολοκληρωμένων κυκλωμάτων δεν συμβαδίζουν με την αύξηση της κατανάλωσης ισχύος το αποτέλεσμα είναι η αύξηση της θερμοκρασίας ενός ολοκληρωμένου κυκλώματος. Εδώ είναι που η έννοια της τοποθέτησης συνδυάζεται με την

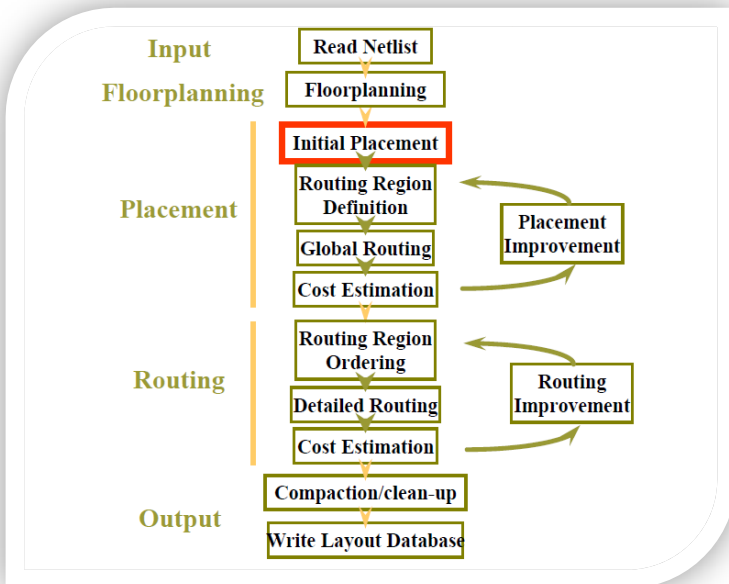
ανάλυση της θερμικής αλληλεπίδρασης των κελιών. Με την κατάλληλη τοποθέτηση των κελιών μπορούμε να πετύχουμε ομοιόμορφη κατανομή των πηγών θερμότητας σε ένα ολοκληρωμένο κύκλωμα. Αυτό συνεπάγεται ομοιόμορφη κατανομή της θερμότητας, μείωση της συνολικής θερμότητας του ολοκληρωμένου κυκλώματος, μικρότερη κατανάλωση ισχύος και λειτουργικότητα σε ιδανικές συνθήκες.

Στις ενότητες που ακολουθούν θα εξετάσουμε κάθε μια από τις παραπάνω προσεγγίσεις καθώς και αλγορίθμους για την κάθε περίπτωση.

2 Standard Cell Placement

2.1 Εισαγωγή

Η τοποθέτηση είναι κομμάτι της διαδικασίας της φυσικής σχεδίασης (**physical design**), η οποία παρουσιάζεται στην παρακάτω εικόνα σε μορφή ροής. Αυτό είναι και το στάδιο εφαρμογής των αλγορίθμων τοποθέτησης που παρουσιάζονται στις ακόλουθες ενότητες.



Εικόνα 2.1: Physical Design.

Ως τώρα έχει αρχίσει να γίνεται κατανοητό ότι η τοποθέτηση των **modules** στο ολοκληρωμένο αποτελεί ένα από τα πιο δύσκολα προβλήματα κατά την σύνθεση της διάταξης ενός κυκλώματος (**layout synthesis**). Τα δομικά στοιχεία του κυκλώματος πρέπει να τοποθετηθούν με τέτοιο τρόπο ώστε το ολοκληρωμένο να μπορεί να δρομολογηθεί αποτελεσματικά και να ικανοποιηθούν όλες οι απαιτήσεις χρονισμού. Αυτό πρέπει να επιτευχθεί σε λογικά υπολογιστικά πλαίσια ακόμα και για κυκλώματα δεκάδων χιλιάδων κελιών. Παρ' όλα αυτά, το δυσκολότερο πρόβλημα είναι ότι όλες αυτές οι εργασίες πρέπει να επιτευχθούν με μοντέλα καλωδίωσης τα οποία δεν αντικατοπτρίζουν πλήρως τις πραγματικές απαιτήσεις καλωδίωσης. Για αυτό το λόγο η επιλογή του κατάλληλου μοντέλου και της αντικειμενικής συνάρτησης είναι κρίσιμες για κάθε αλγόριθμο τοποθέτησης.[2]

Μερικοί αλγόριθμοι μοντελοποιούν το κύκλωμα σαν υπεργράφο, και άλλοι αντικαθιστούν τους υπεργράφους από κλίκες. Η επίδραση αυτής της μοντελοποίησης στην ποιότητα του **layout** εξαρτάται από την αντικειμενική συνάρτηση. Οι αντικειμενικές συναρτήσεις συνήθως βασίζονται στο μήκος και την πυκνότητα της καλωδίωσης.[2]

Οι αλγόριθμοι ελάχιστης τομής (**min-cut**) παρέχουν πολύ καλά ευριστικά κριτήρια για την ελαχιστοποίηση της πυκνότητας των καλωδίων και γι' αυτό χρησιμοποιούνται συχνά. Μια άλλη κατηγορία αλγορίθμων τοποθέτησης ελαχιστοποιεί το μήκος της καλωδίωσης

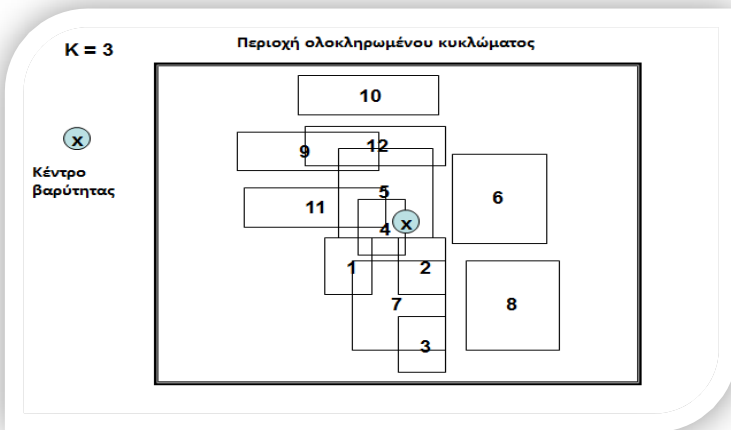
κάποιες φορές σαν γραμμική συνάρτηση των συντεταγμένων του module και κάποιες φορές σαν **quadratic** συνάρτηση. Για την ελαχιστοποίηση γραμμικών αντικειμενικών συναρτήσεων έχουν χρησιμοποιηθεί μέθοδοι γραμμικού προγραμματισμού και τεχνικές στοχαστικής βελτιστοποίησης. Και οι δύο μέθοδοι πάσχουν από υπερβολικούς χρόνους υπολογισμού. Ωστόσο μια **quadratic** αντικειμενική συνάρτηση επιτρέπει την εφαρμογή αποδοτικών τεχνικών πολυωνυμικού προγραμματισμού. Σε συνδυασμό με τεχνικές αραιών πινάκων παρέχουν αρκετά γρήγορους αλγορίθμους για την επίλυση του προβλήματος της συνολικής τοποθέτησης (**global placement**).[2]

Μια διαφορετική διατύπωση του προβλήματος θα μπορούσε να είναι η ελαχιστοποίηση του μήκους της καλωδίωσης υπό τον περιορισμό ότι τα κελιά δεν υπερκαλύπτουν το ένα το άλλο. Πρόσφατες φόρμουλες για το πρόβλημα της τοποθέτησης χρησιμοποιούν δυνάμεις για τη μείωση των επικαλύψεων μεταξύ των κελιών. Η πολυπλοκότητα και τα προβλήματα σύγκλισης σύντομα οδήγησαν στην ανάπτυξη πιο ισχυρών μεθόδων. Τα σημερινά πιο σύγχρονα εργαλεία τοποθέτησης για τη διαχείριση μεγάλων σχεδίων μπορούν να κατηγοριοποιηθούν σε δυο κατηγορίες βασισμένες στο πως εξασφαλίζουν ότι η τοποθέτηση δεν περιέχει επικαλύψεις. Η πρώτη κατηγορία αποτελείται από αλγορίθμους οι οποίοι δεν δημιουργούν επικαλύψεις σε όλη τη διάρκεια της τοποθέτησης. Ανάμεσα τους η **Simulated Annealing** μέθοδος, η οποία παρουσίασε θαυμάσια αποτελέσματα. Η δεύτερη κατηγορία αλγορίθμων βασίζεται σε μια ιεραρχική υποδιαίρεση της

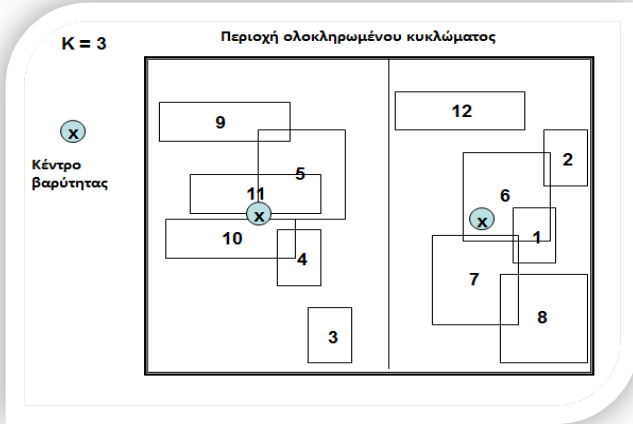
περιοχής τοποθέτησης με τον αντίστοιχο κατακερματισμό του συνόλου των κελιών.[3]

2.2 Αλγόριθμος Gordian

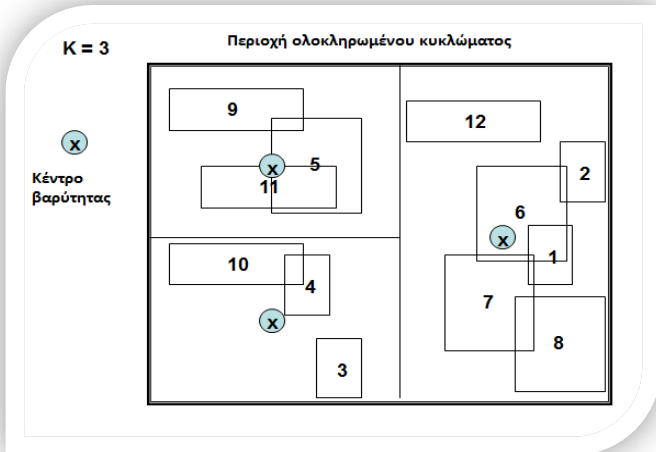
Το βασικό πλεονέκτημα του προκειμένου αλγορίθμου, είναι η ταυτόχρονη διαχείριση όλων των **modules** σε όλα τα **partitions**. Ξεκινάει με την τοποθέτηση όλων των **modules** μέσα στην περιοχή τοποθέτησης και συνεχίζει με τον διαμερισμό τους σε ομάδες ακολουθώντας ταυτόχρονα κανόνες που συμβάλλουν στην συνολική βελτιστοποίηση. Όταν οι ομάδες έχουν πλέον διασπαστεί σε υποομάδες με λιγότερα από **k modules**, πραγματοποιείται η τελική τους τοποθέτηση εντός αυτών των περιοχών. Στις εικόνες 2.2 έως 2.6 παρουσιάζεται ένα παράδειγμα τοποθέτησης.



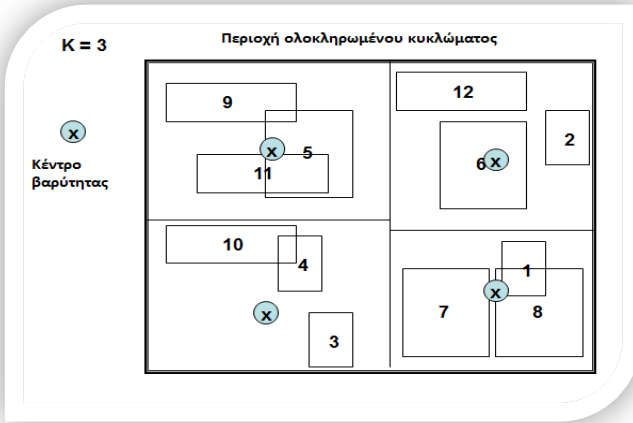
Εικόνα 2.2: Παράδειγμα τοποθέτησης (βήμα 1).



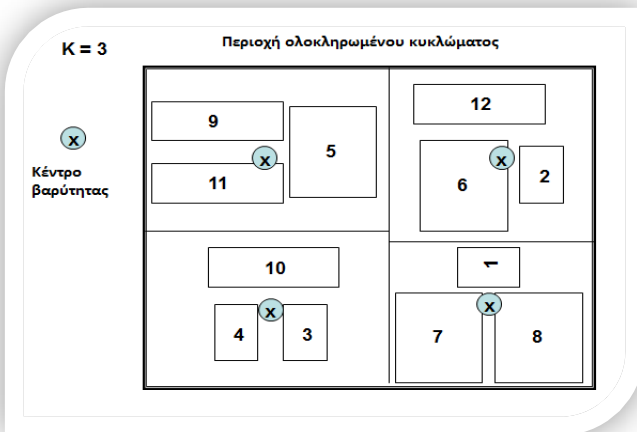
Εικόνα 2.3: Παράδειγμα τοποθέτησης (βήμα 2).



Εικόνα 2.4: Παράδειγμα τοποθέτησης (βήμα 3).



Εικόνα 2.5: Παράδειγμα τοποθέτησης (βήμα 4).



Εικόνα 2.6: Παράδειγμα τοποθέτησης (βήμα 5).

Αναλυτικότερα, αν θέλουμε να προσεγγίσουμε μαθηματικά το πρόβλημα, καλούμαστε να βρούμε κατά προσέγγιση τις κατάλληλες θέσεις των κελιών και να ελαχιστοποιήσουμε το άθροισμα των τετραγώνων του μήκους των καλωδίων διασύνδεσης. Το άθροισμα αυτό είναι **quadratic** ως προς τις συντεταγμένες των κελιών. Το πρόβλημα της συνολικής βελτιστοποίησης διατυπώνεται σαν ένα **quadratic** πρόγραμμα. Μπορεί να αποδειχτεί ότι το **quadratic** πρόγραμμα είναι κυρτό και ως τέτοιο μπορεί να λυθεί σε πολυωνυμικό χρόνο.

Αν (x_i, y_i) = Οι συντεταγμένες του κέντρου του κελιού i

w_{ij} = Το βάρος του δικτύου μεταξύ του κελιού i και του κελιού j

x, y = Διανύσματα λύσης

τότε το κόστος του δικτύου μεταξύ του κελιού i και του κελιού j είναι:

$$\frac{1}{2} w_{ij} \left((x_i - x_j)^2 + (y_i - y_j)^2 \right)$$

$$\text{Συνολικό κόστος} = \frac{1}{2} x^T Q x + d_x^T x + \frac{1}{2} y^T Q y + d_y^T y + \text{const}$$

Οι σταθερές στην εξίσωση συνολικού κόστους παρέχονται από τις πληροφορίες σχετικά με τους περιορισμούς του ολοκληρωμένου όπως οι σταθερές μονάδες.

Μια πιο προσεκτική ματιά στο μονοδιάστατο πρόβλημα,

$$\text{Cost} = \frac{1}{2} x^T C x + d^T x,$$

μας δείχνει πως στο i -οστό επίπεδο βελτιστοποίησης, η συνολική περιοχή τοποθέτησης χωρίζεται σε $q \leq 2^i$ περιοχές. Τα κέντρα των περιοχών αυτών θέτουν περιορισμούς σχετικά με την συνολική τοποθέτηση των **modules**.

$$A^{(i)}x = u^{(i)}$$

Οι εγγραφές του πίνακα A είναι όλες 0 εκτός από μια μη μηδενική εγγραφή η οποία αντιστοιχεί στην περιοχή στην οποία ένα συγκεκριμένο module ανήκει. Από τον συνδυασμό της αντικειμενικής συνάρτησης και των γραμμικών περιορισμών για την διατύπωση του γραμμικώς περιορισμένου προβλήματος **quadratic** προγραμματισμού (**LQP**) προκύπτει η ακόλουθη εξίσωση:

$$\text{LQP: } \min_{x \in \mathcal{X}^m} \left\{ \phi(x) = \frac{1}{2} x^T C x + d^T x \mid A^{(i)} x = u^{(i)} \right\}.$$

Δεδομένου ότι οι όροι αυτής της συνάρτησης ορίζουν έναν κυρτό υποχώρο του χώρου λύσης, υπάρχει ολικό ελάχιστο (x^*). Ο **Gordian** δεν χρησιμοποιεί τη διχοτόμηση για να μειωθεί το μέγεθος του προβλήματος αλλά για να περιοριστεί η ελευθερία της κίνησης των **modules**. Οι αποφάσεις κατά τα βήματα διχοτόμησης τοποθετούν τα

modules κοντά στις τελικές τους θέσεις, έτσι η σωστή διχοτόμηση είναι πολύ κρίσιμη. Οι αποφάσεις παίρνονται με βάση τους περιορισμούς για το **global placement**, αλλά ακόμη πρέπει να ληφθεί υπόψη το πλήθος των δικτύων που διαπερνούν τη νέα γραμμή διαχωρισμού.

$$\frac{F_{\rho'}}{F_{\rho}} = \frac{\sum_{\alpha' \in \Omega_{\rho'}} F_{\mu'}}{\sum_{\mu \in \Omega_{\rho}} F_{\mu}} = \alpha$$

$$c_{\rho}(\alpha) = \sum_{r \in \Omega_c} w_r$$

Όπου F_{ρ} , $F_{\rho'}$ είναι νέες περιοχές διαχωρισμού. Το α είναι ο λόγος των εμβαδών, συνήθως 0.5, το C_{ρ} είναι το άθροισμα των βαρών των δικτύων που διαπερνούν τον διαχωρισμό.

Η διχοτόμηση μπορεί να βελτιωθεί περαιτέρω με διαφορετικούς τρόπους:

1. Μεταβολή της θέσης και της κατεύθυνσης τομής.

2. Διαπερνώντας μια διατεταγμένη λίστα με τις συντεταγμένες των **modules** μπορεί κανείς να υπολογίσει την **Cp** για κάθε τιμή του **a** χαράζοντας τη διαχωριστική γραμμή μετά από κάθε **module** στη σειρά.
3. Ανταλλαγή ενότητων.
4. Εφαρμόζοντας μια **min-cut** προσέγγιση σε ένα μικρό σύνολο **modules** μέσα στο **partition**.
5. Επαναδιαμερισμός της περιοχής τοποθέτησης (**re-partitioning**).

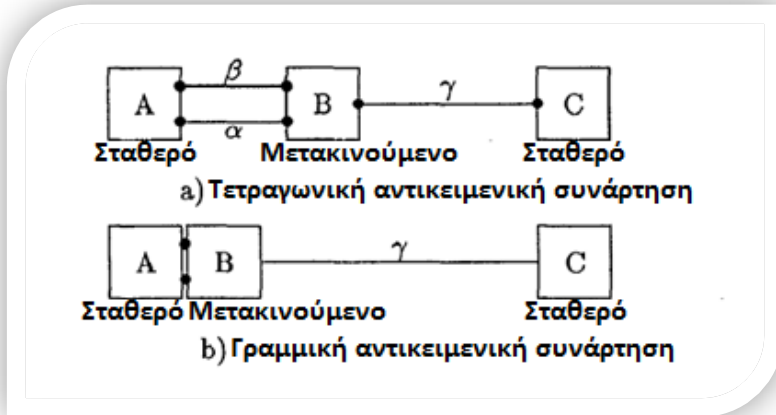
Στα αρχικά βήματα της συνολικής βελτιστοποίησης τα **modules** είναι συνήθως συγκεντρωμένα γύρω από τα κέντρα των περιοχών τους. Αν οι περιοχές είναι κομμένες κοντά στο κέντρο η τοποθέτηση ενός **module** εκατέρωθεν της περιοχής μπορεί να είναι αυθαίρετη. Εφαρμόζεται μια ευρεστική μέθοδος, αν δυο ενότητες αλληλεπικαλύπτονται κοντά σε μια τομή τότε ενοποιούνται σε μια από τις περιοχές.

Μια τελική τοποθέτηση είναι ίσως το τελευταίο αλλά πιο σημαντικό βήμα του **Gordian**. Αφού το κύριο σώμα του αλγορίθμου **Gordian** τελειώσει, το οποίο είναι παραλλαγή της συνολικής βελτιστοποίησης και τα βήματα διχοτόμησης, κάθε μια από τις ομάδες που περιέχουν **k** ή λιγότερα **modules** πρέπει να βελτιστοποιηθεί. Για την **Standard Cell** σχεδίαση τα **modules** είναι συγκεντρωμένα σε σειρές, για τον **macro-cell** σχεδιασμό πραγματοποιείται μια βελτιστοποίηση της περιοχής πακετάροντας τα **modules** σε μια συμπαγή δομή τεμαχισμού.

Σε **Standard Cell** σχεδιάσεις τα **modules** έχουν το ίδιο ύψος αλλά μπορεί να διαφέρουν πολύ σε πλάτος. Η περιφέρεια της περιοχής καθορίζεται από τα πλάτη των διαύλων μεταξύ των σειρών και από τα μήκη των σειρών. Ο στόχος είναι να εξασφαλιστεί στενό πλάτος μεταξύ των σειρών με την ίση κατανομή καλωδίωσης χαμηλής πυκνότητας και σειρές με ίσο μήκος. Αυτό γίνεται εκτιμώντας τον αριθμό των αγωγών σε κάθε σειρά και κάνοντας τις σειρές με μεγάλους αγωγούς μικρότερες από το μέσο όρο για να αφήσουν το περιθώριο στις ομάδες αγωγών που θα χρειαστούν. Στο τέλος τα μήκη των σειρών δεν θα πρέπει να διαφέρουν από το μέσο όρο περισσότερο από **1-5%**. Μια τελική βελτιστοποίηση του μήκους των σειρών πραγματοποιείται εναλλάσσοντας επιλεγμένα **modules** σε κοντινές σειρές οι οποίες έχουν γ συντεταγμένες κοντά στη γραμμή διχοτόμησης.

2.2.1 Γραμμική ή quadratic αντικειμενική συνάρτηση;

Σ' αυτή την ενότητα θα συζητήσουμε την επίδραση μιας **quadratic** και μιας γραμμικής αντικειμενικής συνάρτησης στην τοποθέτηση. Φαίνεται να είναι απίθανο να εξάγουμε θεωρητικούς κανόνες οι οποίοι να δείχνουν την υπεροχή μιας εκ των δύο αντικειμενικών συναρτήσεων. Γι' αυτό θα δείξουμε τη διαφορά μέσω παραδειγμάτων.

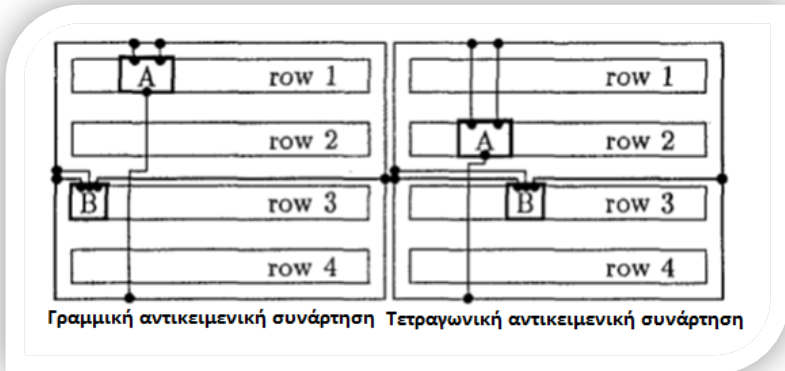


Εικόνα 2.7: Βέλτιστες τοποθετήσεις για διαφορετικές αντικειμενικές συναρτήσεις.

Η εικόνα 2.7, δείχνει δύο σταθερά **modules** A, C και ένα μετακινούμενο **module** B. Συνδέονται με τα δίκτυα α , β , γ με μήκη $l_\alpha, l_\beta, l_\gamma$ αντίστοιχα. Ελαχιστοποιώντας την **quadratic** αντικειμενική συνάρτηση $\Phi_q = l_\alpha^2 + l_\beta^2 + l_\gamma^2$ λαμβάνουμε την τοποθέτηση στο σχήμα 2.7a με $l_\alpha = l_\beta = \frac{1}{2}l_\gamma$. Η ελαχιστοποίηση της γραμμικής συνάρτησης $\Phi_l = l_\alpha + l_\beta + l_\gamma$ δίνει την τοποθέτηση του σχήματος 2.7b με $l_\alpha = l_\beta = 0$. [2]

Παρατηρούμε ότι η **quadratic** αντικειμενική συνάρτηση τείνει να κάνει τα πολύ μεγάλα δίκτυα (δίκτυο γ στην εικόνα 2.7) μικρότερα από όσο η γραμμική αντικειμενική συνάρτηση, εις βάρος των μικρών δικτύων, τα οποία γίνονται ελαφρώς μεγαλύτερα. Δηλαδή η τυπική απόκλιση από τα μήκη των δικτύων είναι μικρότερη για μια **quadratic**

αντικειμενική συνάρτηση σε σχέση με μια γραμμική αντικειμενική συνάρτηση. Εδώ γεννάται το ερώτημα για το ποια είναι η επιρροή της αντικειμενικής συνάρτησης στην καλωδίωση.[2]



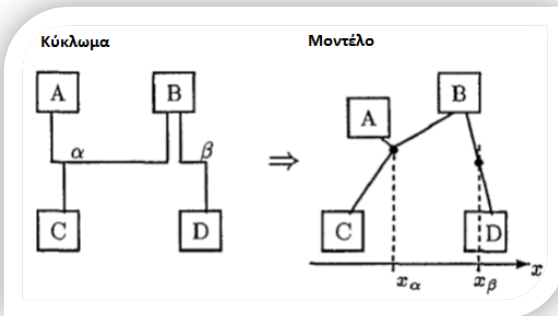
Εικόνα 2.8: Επιρροή της αντικειμενικής συνάρτησης.

Το κύκλωμα της εικόνας 2.8 με τέσσερις σειρές δίνει μια πρώτη απάντηση. Το **module A (B)** είναι συνδεδεμένο με δύο **standard cells** στο πάνω (αριστερά) όριο και μόνο ένα **standard cell** στο κάτω (δεξιά) όριο. Η αριστερή εικόνα δείχνει την τοποθέτηση που επιτυγχάνεται με γραμμική αντικειμενική συνάρτηση. Το **module A** τοποθετείται στη σειρά 1 και το **module B** προσκείμενα στο αριστερό όριο. Ο αριθμός των παραγόμενων από τα δίκτυα αγωγών που συνδέονται στη μονάδα **A** είναι τρεις. Η δρομολόγηση του καναλιού μεταξύ των σειρών 2 και 3 απαιτεί τουλάχιστον δύο δρόμους. Η χρήση **quadratic** αντικειμενικής συνάρτησης δίνει την τοποθέτηση στη δεξιά εικόνα της εικόνας 2.8 με

τέσσερις αγωγούς. Χρειάζονται τουλάχιστον τρεις δρόμοι για να δρομολογηθεί το κανάλι μεταξύ των σειρών 2 και 3.[2]

2.2.2 GordianL, Βελτιστοποίηση γραμμικής αντικειμενικής συνάρτησης

Είναι απαραίτητοι κάποιοι βασικοί ορισμοί για τη διατύπωση της αντικειμενικής συνάρτησης. Το κύκλωμα περιγράφεται από τις ομάδες δεικτών \mathbf{M} και \mathbf{N} των μονάδων και των δικτύων αντίστοιχα. Όλες οι μονάδες που συνδέονται με το δίκτυο \mathbf{v} ανήκουν στην ομάδα \mathbf{Mv} . Οι ομάδες και τα δίκτυα αντιπροσωπεύονται από κόμβους στο μοντέλο γράφου του κυκλώματος. Οι συντεταγμένες των κόμβων είναι (x_μ, y_μ) και (x_ν, y_ν) αντίστοιχα. Η εικόνα 2.9 απεικονίζει αυτό το μοντέλο.[2]



Εικόνα 2.9: Τοπολογία κυκλώματος και μοντέλο δικτύου.

Με αυτούς τους ορισμούς η **quadratic** αντικειμενική συνάρτηση Φ_q και η γραμμική αντικειμενική συνάρτηση Φ_l μπορούν να διατυπωθούν ως εξής:

$$\Phi_q = \sum_{\nu \in N} \sum_{\mu \in M_\nu} (x_{\mu\nu} - x_\nu)^2$$

$$\Phi_l = \sum_{\nu \in N} \sum_{\mu \in M_\nu} |x_{\mu\nu} - x_\nu|$$

Οι συντεταγμένες των **pins** $x_{\mu\nu} = x_\mu + \xi_{\mu\nu}$ μπορούν να εκφραστούν από τις συντεταγμένες του κέντρου της μονάδας x_μ και τις συντεταγμένες του σχετικού **pin** $\xi_{\mu\nu}$. Οι συντεταγμένες των κόμβων των δικτύων είναι στο κέντρο των συνδεδεμένων με αυτούς **pins**, που είναι

$$x_\nu = \frac{-1}{|M_\nu|} \sum_{\mu \in M_\nu} x_\mu$$

η οποία είναι η βέλτιστη τιμή για την Φ_q . Στην περίπτωση δύο διαστάσεων οι ίδιες αντικειμενικές συναρτήσεις πρέπει να διατυπωθούν για τις y συντεταγμένες.[2]

Η **quadratic** αντικειμενική συνάρτηση χρησιμοποιείται σε μεθόδους τοποθέτησης που αναφέρονται και σαν μέθοδοι τοποθέτησης βάσει δυνάμεων (**force directed**) λόγω της φυσικής τους αναλογίας με ένα σύστημα σημείων μάζας συνδεδεμένων με ελατήρια. Τα ελατήρια

(δίκτυα) ωθούν τα σημεία (μονάδες) να κινηθούν σε θέσεις τέτοιες ώστε το σύστημα να έχει ελάχιστη ενέργεια.[2]

Ο κύριος λόγος χρήσης της **quadratic** αντικειμενικής συνάρτησης είναι το γεγονός ότι διαφοροποιείται συνεχώς. Αυτό σημαίνει ότι μπορεί να ελαχιστοποιηθεί λύνοντας γραμμικό σύστημα εξισώσεων. Δυστυχώς αυτό δεν είναι αληθές για καμία γραμμική αντικειμενική συνάρτηση. Οι γραμμικές αντικειμενικές συναρτήσεις ελαχιστοποιούνται από τον γραμμικό προγραμματισμό με χρήση πολλών περιορισμών. Τα πειράματα ωστόσο έδειξαν ότι μόνο μεσαίου μεγέθους κυκλώματα μπορούν να είναι διαχειρίσιμα σε λογικά χρονικά επίπεδα. Γι' αυτό προτιμάμε μεθόδους του γραμμικού προγραμματισμού για να ελαχιστοποιήσουμε τη γραμμική αντικειμενική συνάρτηση. Η γραμμική αντικειμενική συνάρτηση Φ_l μπορεί να γραφεί και ως:

$$\Phi_l = \sum_{v \in N} \sum_{\mu \in Mv} \frac{(x_{\mu v} - x_v)^2}{|x_\mu - x_v|} = \sum_{v \in N} \sum_{\mu \in Mv} \frac{(x_{\mu v} - x_v)^2}{g_{\mu v}}$$

με $g_{\mu v} = |x_\mu - x_v|$.

Για σταθερή $g_{\mu v}$ η συνάρτηση Φ_l θα είναι **quadratic**. Η μόνη διαφορά μεταξύ των Φ_q και Φ_l είναι ο παράγοντας $\frac{1}{g_{\mu v}}$, ο οποίος μπορεί να ερμηνευτεί ως μια σταθερά του ελατηρίου η οποία αυξομειώνει το μήκος του ελατηρίου. Για την επιλογή του παράγοντα υπάρχει ένας σταθερός βαθμός ελευθερίας. Μπορεί να χρησιμοποιηθεί για να προσαρμόσει το μοντέλο τοποθέτησης (μοντέλο γράφου και

αντικειμενική συνάρτηση) καλύτερα, στην επιφάνεια μετά την τελική δρομολόγηση. Τα πειράματα έδειξαν ότι αυτό μπορεί να επιτευχθεί αν ο παράγοντας $g_{\mu\nu}$ αντικατασταθεί από έναν ειδικό παράγοντα του δικτύου

$$g_{\nu} = \sum_{\mu \in M_{\nu}} |x_{\mu\nu} - x_{\nu}|$$

Αυτή η επιλογή έχει δύο πλεονεκτήματα. Πρώτον, η άθροιση μειώνει την επιρροή των δικτύων με πολλές συνδεδεμένες μονάδες και τονίζει την πλειοψηφία των δικτύων που συνδέουν δύο ή τρεις μονάδες. Δεύτερον, η δύναμη στις μονάδες κοντά στον κόμβο δικτύου μειώνεται. Αυτό για το δίκτυο **a** στην εικόνα 2.9 σημαίνει η δύναμη στο **module A** μειώνεται καθώς $\frac{1}{g_{\nu}} \ll \frac{1}{g_{\mu\nu}}$. Αυτή η μικρότερη δύναμη στην κατεύθυνση του κόμβου δικτύου αντιστοιχεί με το γεγονός ότι η τοποθέτηση του **module A** δεν έχει καμία επιρροή στο μήκος του δένδρου **Steiner** για όσο διάστημα παραμένει μέσα στα όρια του «κουτιού» που ορίζεται από τα **modules B** και **C**. [2]

Τα δίκτυα τα οποία κονταίνουν πολύ, μπορούν να προκαλέσουν αριθμητικά προβλήματα κατά τη λύση της συνολικής τοποθέτησης. Γι' αυτό ένα κάτω όριο στον g_{ν} πρέπει να σιγουρέψει ότι ο g_{ν} δεν θα γίνει ποτέ μηδέν. Επί του παρόντος χρησιμοποιείται το μέσο πλάτος μονάδας w_0 . Ένα άνω όριο δεν είναι απαραίτητο καθώς τα μήκη των δικτύων οριοθετούνται από τις διαστάσεις του ολοκληρωμένου. [2]

```

procedure global placement
   $k = 0;$ 
  for each  $\nu \in \mathcal{N}$ 
     $g_\nu^{(k)} = 1;$ 
  endfor
  do
     $\Phi_l^{(k)} \rightarrow \min;$ 
     $k = k + 1;$ 
    for each  $\nu \in \mathcal{N}$ 
       $g_\nu^{(k)} = \max(w_0; \sum_{\mu \in \mathcal{M}_\nu} |x_{\mu\nu} - x_\nu|);$ 
    endfor
  while  $\sum_{\nu \in \mathcal{N}} |g_\nu^{(k)} - g_\nu^{(k-1)}| > \epsilon;$ 
endprocedure

```

Εικόνα 2.10: Συνολική τοποθέτηση με γραμμική αντικειμενική συνάρτηση.

Στην εικόνα 2.10 παρουσιάζεται μια επαναληπτική μέθοδος λύσης με μετρητή επανάληψης k για την τροποποιημένη αντικειμενική

$$\Phi_l^{(k)} = \sum_{\nu \in \mathcal{N}} \sum_{\mu \in \mathcal{M}_\nu} \frac{1}{g_\nu^{(k)}} (x_{\mu\nu} - x_\nu)^2$$

Η μέθοδος αυτή εναλλάσσει **quadratic** προγραμματισμό για σταθερό $\mathbf{g}_v^{(k)}$ και ανανεώνει τους παράγοντες $\mathbf{g}_v^{(k)}$. Η επανάληψη τερματίζεται όταν οι παράγοντες $\mathbf{g}_v^{(k)}$ πάψουν να αλλάζουν σημαντικά. Το πρόβλημα **quadratic** προγραμματισμού λύνεται από μια μέθοδο συζυγών κλίσεων με προετοιμασία από ελλiptή παραγοντοποίηση **Cholesky**. Αυτή η μέθοδος είναι πολύ καλά προσαρμοσμένη για προβλήματα αραιού **quadratic** προγραμματισμού.[2]

2.2.3 *GordianL, Επαναληπτική διχοτόμηση*

Κατά την συνολική τοποθέτηση η αντικειμενική συνάρτηση ελαχιστοποιείται παραμελώντας γεωμετρικούς περιορισμούς π.χ. επικάλυψη μονάδων. Έτσι η συνολική τοποθέτηση μπορεί να εναλλάσσεται με βήματα διχοτόμησης που παράγουν περιορισμούς για το επόμενο βήμα συνολικής τοποθέτησης. Οι περιορισμοί αυτοί στοχεύουν σε μια καλύτερη κατανομή των **modules** στη επιφάνεια τοποθέτησης. Η ομάδα των **modules** διχοτομείται αναδρομικά σε μικρότερες υποομάδες και η επιφάνεια τοποθέτησης ανατέμνεται σε υποπεριοχές. Η ομάδα των **modules** M_ρ μιας περιοχής ρ της συγκεκριμένης τομής ανακατανέμεται στις υποομάδες $M_{\rho'}$ και $M_{\rho''}$ σύμφωνα με τις συντεταγμένες x_μ της συνολικής τοποθέτησης έτσι ώστε:

$$x_{\mu'} \leq x_{\mu''} \text{ για } \mu' \in M_{\rho'}, \mu'' \in M_{\rho''}$$

Το άθροισμα της επιφάνειας των **modules** f_{μ} και στις δύο υποομάδες πρέπει να είναι κατά προσέγγιση το ίδιο.

$$\sum_{\mu \in M_{\rho'}} f_{\mu'} \approx \sum_{\mu'' \in M_{\rho''}} f_{\mu''}$$

Για να καταναμεθθούν τα **modules** καλύτερα στο σύνολο της επιφάνειας τοποθέτησης, περιορισμοί τοποθέτησης καθορίζουν το κέντρο βαρύτητας των **modules** στην ομάδα $M_{\rho'}(M_{\rho''})$ στην συντεταγμένη κέντρου $x_{\rho'}(x_{\rho''})$ της περιοχής $\rho'(\rho'')$.

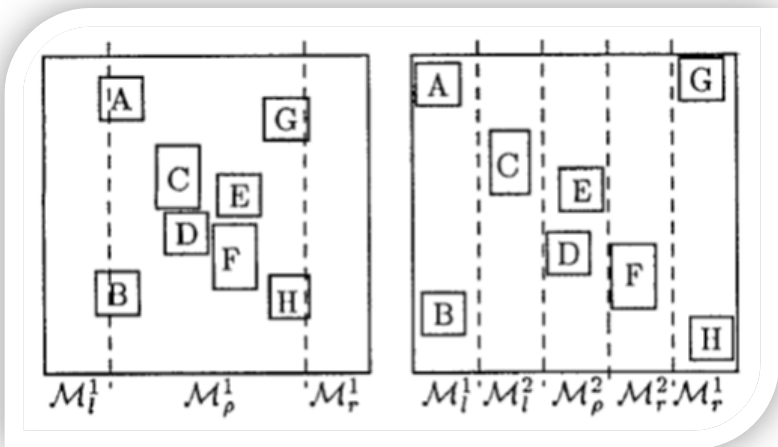
$$\sum_{\mu \in M_{\rho'}} x_{\mu'} f_{\mu'} = x_{\rho'} \sum_{\mu \in M_{\rho'}} f_{\mu'}$$

Το επόμενο βήμα συνολικής τοποθέτησης ελαχιστοποιεί την αντικειμενική συνάρτηση $\Phi_l^{(k)}$ λαμβάνοντας υπόψη αυτούς τους περιορισμούς γραμμικής ισότητας.[2]

Γενικά, υπάρχουν $\mathcal{R} \subseteq M_{\rho}$ ομάδες από **modules** τα οποία έχουν όμοιες ή σχεδόν όμοιες συντεταγμένες. Αν μια από αυτές τις ομάδες για παράδειγμα η \mathcal{R}^* πρέπει να διχοτομηθεί στις ομάδες $\mathcal{R}' \subseteq M_{\rho'}$ και $\mathcal{R}'' \subseteq M_{\rho''}$, προκειμένου να ικανοποιηθεί ο περιορισμός για την επιφάνεια, η ανάθεση των **modules** σε ομάδες θα γίνει αυθαίρετα. Αυξάνοντας τον αριθμό των **modules** στις ομάδες \mathcal{R}^* η ποιότητα της διχοτόμησης μειώνεται, καθώς πολλές αναθέσεις γίνονται αυθαίρετα. Έτσι ο τρόπος με τον οποίο ο ολική τοποθέτηση κατανέμει τις μονάδες

στην επιφάνεια τοποθέτησης έχει σημαντική επιρροή στο βήμα διχοτόμησης.

Η τοποθέτηση με την γραμμική αντικειμενική συνάρτηση στην εικόνα 2.12a είναι προφανώς πολύ πιο συγκεντρωμένη σε σχέση με την τοποθέτηση με την **quadratic** αντικειμενική συνάρτηση. Ο λόγος αυτής της συγκέντρωσης των μονάδων ειδικά στο κέντρο του ολοκληρωμένου είναι η μειωμένη επιρροή των λίγων μεγάλων δικτύων που συνδέονται στις ομάδες κελιών. Παρόλα αυτά τα συγκεκριμένα δίκτυα, είναι τα μόνα δίκτυα που ωθούν τα **modules** να απομακρυνθούν από το κέντρο. Έτσι εφαρμόζουμε μια τροποποιημένη στρατηγική διχοτόμησης, η οποία ωθεί τα **modules** όλο και πιο μακριά από το κέντρο της περιοχής.

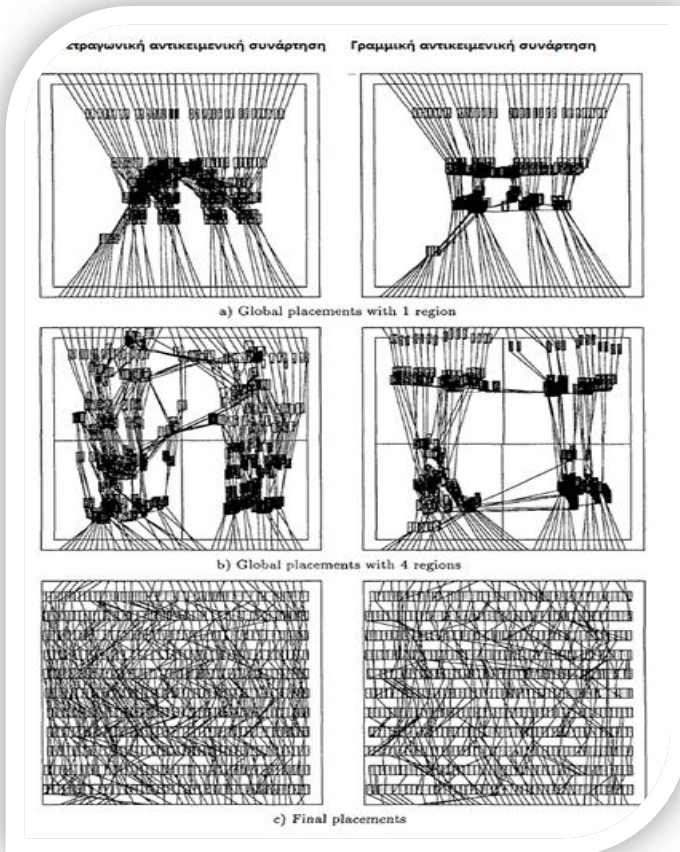


Εικόνα 2.11: Επαναληπτική διχοτόμηση.

Αντί να διχοτομείται μια περιοχή σε ένα βήμα, διχοτομείται επαναληπτικά όπως φαίνεται στην εικόνα 2.11. Η αριστερή εικόνα δείχνει μια τυπική συνολική τοποθέτηση για μια περιοχή ρ με την ομάδα των **modules** $M_\rho = \{A, B, C, D, E, F, G, H\}$. Μερικά **modules** τοποθετούνται μακριά από το κέντρο. π.χ. τα **A, B** στη αριστερή πλευρά και τα **G, H** στη δεξιά πλευρά. Τα υπόλοιπα **modules** συγκεντρώνονται στο κέντρο της περιοχής ρ . Η πρώτη επανάληψη διχοτομεί την ομάδα M_ρ σε τρεις υποομάδες $M_l^1 = \{A, B\}, M_\rho^1 = \{C, D, E, F\}, M_r^1 = \{G, H\}$ σύμφωνα με τις συντεταγμένες x_μ του **module**. Έτσι η απόφαση διχοτόμησης καθυστερεί για τα **modules** στην M_ρ^1 οι οποίες συγκεντρώνονται στο κέντρο. Οι περιορισμοί τοποθέτησης ωθούν τα **modules** στη M_l^1 να κινηθούν περισσότερο προς τα αριστερά και τα **modules** στη M_r^1 προς τα δεξιά στο επόμενο βήμα συνολικής τοποθέτησης. Ως άμεση συνέπεια τα **modules** στην κεντρική περιοχή M_ρ^1 οι οποίες είναι συνδεδεμένες με τις μονάδες στην M_l^1 και την M_r^1 θα κινηθούν επίσης μακριά από το κέντρο. Σε ένα δεύτερο επαναληπτικό βήμα τοποθέτησης η ομάδα M_ρ^1 θα διαιρεθεί στις ομάδες $M_l^2 = \{C\}, M_\rho^2 = \{E, D\}, M_r^2 = \{F\}$. Η επαναληπτική διαδικασία θα τελειώσει όταν αδειάσει η ομάδα M_ρ^i . Το πλήθος των **modules** που εκχωρούνται στις ομάδες M_l^i και M_r^i καθορίζεται από τη σταθερά επιφάνειας

$$\sum_{\mu \in M_l^i} f_\mu \approx \sum_{\mu \in M_r^i} f_\mu \leq \delta \cdot \sum_{\mu \in M_\rho} f_\mu, \quad 0 < \delta \leq 0.5$$

Τέλος η διχοτόμηση της ομάδας M_p λαμβάνεται από $M_{p'} = UM_i^i$ και $M_{p''} = UM_7^i$. Η διαδικασία τοποθέτησης παράγει μια τοποθέτηση με μικρές επικαλύψεις modules οι οποίες εξαλείφονται με τοπικές μετακινήσεις.[2]



Εικόνα 1.12: Βελτίωση τοποθέτησης με **quadratic** και γραμμική αντικειμενική συνάρτηση.

Η εικόνα 1.12 παρουσιάζει τις διαφορές ανάμεσα στον **Gordian** και τον **GordianL**, δείχνοντας τη σταδιακή βελτίωση της τοποθέτησης για το πειραματικό κύκλωμα **c1355** με χρήση γραμμικής και **quadratic** αντικειμενικής συνάρτησης.[2]

2.3 Τοποθέτηση βάσει δυνάμεων

Όπως προαναφέρθηκε, η **quadratic** αντικειμενική συνάρτηση χρησιμοποιείται σε μεθόδους τοποθέτησης που αναφέρονται και ως **force directed** λόγω της φυσικής τους αναλογίας με ένα σύστημα σημείων μάζας συνδεδεμένων με ελατήρια. Η μέθοδος τοποθέτησης που παρουσιάζεται παρακάτω ανήκει σ' αυτή την κατηγορία καθώς χρησιμοποιεί μια νέα προσέγγιση για την αντιμετώπιση των επικαλύψεων κελιών. Η μέθοδος χρησιμοποιεί την πολύ γνωστή **force directed** διατύπωση του προβλήματος και εφαρμόζει συμπληρωματικές δυνάμεις προκειμένου να μειωθούν οι επικαλύψεις κελιών και να κατανεμηθούν τα κελιά στο χώρο τοποθέτησης. Η επαναληπτική προσέγγιση έχει το πλεονέκτημα ότι δεν χρησιμοποιεί κανένα σκληρό περιορισμό κατά τη διάρκεια της διαδικασίας τοποθέτησης. Αυτή η ιδιότητα καθιστά την παρακάτω προσέγγιση πολύ πιο ισχυρή από τις βασισμένες στον διαμερισμό μεθόδους, οι οποίες λαμβάνουν μη αναστρέψιμες αποφάσεις σε πολύ πρώιμα στάδια, βασισμένες σε ελλιπή η ανακριβή δεδομένα. Επιπλέον η αποφυγή σκληρών περιορισμών δίνει στον **force directed** αλγόριθμο την ευελιξία να αντιμετωπίσει μια πληθώρα εφαρμογών και αντικειμενικών συναρτήσεων. Για

παράδειγμα ο **force directed** αλγόριθμος τοποθέτησης, είναι ο πρώτος που μπορεί να αντιμετωπίσει μεγάλα προβλήματα μεικτής τοποθέτησης ομάδων/κελιών χωρίς να μεταχειρίζεται τις ομάδες και τα κελιά με διαφορετικό τρόπο. Αντίθετα με τις πριν από αυτόν τον αλγόριθμο υφιστάμενες μεθόδους, η παρακάτω προσέγγιση βεβαιώνει ότι οι απαιτήσεις συγχρονισμού ικανοποιούνται ακριβώς.[3]

2.3.1 Διαμόρφωση του προβλήματος - Δευτεροβάθμια αντικειμενική συνάρτηση και επιπρόσθετες δυνάμεις

Σε αυτό το τμήμα θα ξεκινήσουμε με τη συνήθη διατύπωση του προβλήματος τοποθέτησης όπου μια δευτεροβάθμια αντικειμενική συνάρτηση χρησιμοποιείται για τη μοντελοποίηση του μήκους των καλωδίων. Εισάγονται επιπρόσθετες δυνάμεις ασκούμενες σε κάθε κελί. Αυτή η διατύπωση μετατρέπει το πρόβλημα εύρεσης συντεταγμένων των κελιών σε πρόβλημα εύρεσης δυνάμεων. Το πλεονέκτημα αυτής της διατύπωσης είναι ότι εγγενώς ενσωματώνει την ελαχιστοποίηση του μήκους των καλωδίων.

Έστω n το πλήθος των κινητών κελιών στο κύκλωμα, x_i η x συντεταγμένη του κέντρου του κελιού i και y_i η y συντεταγμένη του κέντρου του κελιού i . Μια τοποθέτηση του κυκλώματος περιγράφεται από το δυοδιάστατο διάνυσμα $\vec{p} = (x_1, \dots, x_i, \dots, x_n, y_1, \dots, y_i, \dots, y_n)^T$. [3]

Ως συνήθως η διασύνδεση του κυκλώματος προσομοιώνεται σαν ένας γράφος. Τα κελιά μοντελοποιούνται σαν κορυφές και τα δίκτυα σαν ακμές. Ένα δίκτυο που συνδέει k κελιά παράγει μια κλίκα στο γράφο. Η κλίκα συνίσταται από $k \frac{(k-1)}{2}$ ακμές με βάρους $\frac{1}{k}$ που συνδέουν κάθε κορυφή με τις υπόλοιπες.[3] Το κόστος μιας ακμής διατυπώνεται ως η ευκλείδεια απόσταση μεταξύ των παρακειμένων σε αυτή κορυφών πολλαπλασιασμένο με το βάρους της ακμής. Η ευκλείδεια απόσταση μεταξύ δυο κινητών κελιών i, j , είναι $(x_i - x_j)^2 + (y_i - y_j)^2$. Αν το κελί i είναι συνδεδεμένο με ένα σταθερό κελί με συντεταγμένες (x_i, y_i) η απόσταση είναι $(x_i - x_f)^2 + (y_i - y_f)^2$. Κατά συνέπεια η αντικειμενική συνάρτηση αθροίζει τα κόστη όλων των ακμών και μπορεί να γραφεί σε μορφή πίνακα,

$$\frac{1}{2} \vec{p}^T C \vec{p} + \vec{d}^T \vec{p} + \text{const} \quad (2.1)$$

χρησιμοποιώντας τον $2n \times 2n$ συμμετρικό πίνακα C και το δυοδιάστατο διάνυσμα \vec{d} . Για παράδειγμα, το x μέρος της σύνδεσης μεταξύ δυο μετακινούμενων κελιών i και j είναι $(x_i - x_j)^2 = x_i^2 - 2x_i x_j + x_j^2$. Ο πρώτος όρος συνεισφέρει στη διαγώνιο του C στη σειρά i , ο δεύτερος όρος προξενεί αρνητικές εισόδους στη γραμμή i , σειρά j και στη γραμμή j , σειρά i . Ο τρίτος όρος συνεισφέρει στη διαγώνιο του C στη γραμμή j . Στη περίπτωση της σταθερής σύνδεσης το $(x_i - x_f)^2$ αποτιμάται σε $x_i^2 - 2x_i x_f + x_f^2$. Ο πρώτος όρος συνεισφέρει στη διαγώνιο του C , ο δεύτερος όρος δίνει μια αρνητική είσοδο στο \vec{d} στη σειρά i και ο τρίτος όρος

επιδρά στο σταθερό μέρος της (2.1). Η αντικειμενική συνάρτηση (2.1) ελαχιστοποιείται λύνοντας το γραμμικό σύστημα εξισώσεων

$$C\vec{p} + \vec{d} = 0 \quad (2.2).[3]$$

Η διατύπωση αυτή είναι ισοδύναμη με προσομοίωση των δικτύων ως ελατήρια και τον υπολογισμό της κατάστασης ισορροπίας. Λεπτομερέστερα, η γραμμή \mathbf{i} (γραμμή $\mathbf{i} + \mathbf{n}$) του συστήματος εξίσωσης (2.2) δηλώνει ότι η δύναμη που ασκείται στο κελί \mathbf{i} είναι μηδενική στην κατεύθυνση \mathbf{x} (κατεύθυνση \mathbf{y}).[3]

2.3.2 Εισαγωγή και προσδιορισμός επιπρόσθετων δυνάμεων

Στη συνέχεια εισάγονται οι επιπρόσθετες δυνάμεις που ασκούνται σε κάθε κελί. Η εξίσωση (2.2) επεκτείνεται με το διάνυσμα δύναμης \vec{e} για να μοντελοποιηθούν σταθερές δυνάμεις:

$$C\vec{p} + \vec{d} + \vec{e} = 0(2.3)$$

Το διάνυσμα δύναμης \vec{e} περιέχει τις επιπλέον δυνάμεις που ασκούνται στα κελιά στις κατευθύνσεις \mathbf{x} και \mathbf{y} . Η εξίσωση (2.3) μετατρέπει το πρόβλημα εύρεσης μιας τοποθέτησης σε πρόβλημα εύρεσης των επιπλέον δυνάμεων \vec{e} και υπολογισμού της τοποθέτησης \vec{p} σύμφωνα με την (2.3). Είναι εύκολο να δειχθεί ότι η εισαγωγή των δυνάμεων δεν περιορίζει τον χώρο λύσεων, π.χ. κάθε τοποθέτηση

μπορεί να ικανοποιήσει την εξίσωση (2.3) εάν οι πρόσθετες δυνάμεις \vec{e} επιλεγθούν καταλλήλως.[3]

Συνεχίζοντας, παρουσιάζεται μια συγκεκριμένη επιλογή του πώς οι επιπλέον δυνάμεις μπορούν να χρησιμοποιηθούν. Η εξίσωση (2.2) ήδη εγγενώς ελαχιστοποιεί το μήκος των καλωδίων διατυπώνοντας μια συγκεκριμένη επιλογή των επιπλέον δυνάμεων από την οποία παράγεται μια μοναδική ομάδα δυνάμεων.[3]

Η επιλογή των επιπρόσθετων δυνάμεων γίνεται με τη λογική ότι πρέπει να χρησιμοποιηθούν για να κατανεύμουν τα κελιά εξίσου στην περιοχή τοποθέτησης. Οπότε, λύνοντας την εξίσωση (2.2) παίρνουμε ένα ολικό βέλτιστο όσον αφορά το **quadratic** μήκος των καλωδίων. Ωστόσο η εξίσωση (2.2) δεν λαμβάνει υπόψη τις επικαλύψεις των κελιών ούτε την περιοχή τοποθέτησης. Κατά συνέπεια, η απορρέουσα τοποθέτηση είναι γενικά επικαλυπτόμενη και χωρίς καλή κατανομή στην περιοχή τοποθέτησης. Οι επιπλέον δυνάμεις στην εξίσωση (2.3) χρησιμοποιούνται για να απομακρυνθούν οι επικαλύψεις των κελιών και για να προσαρμοστεί η τοποθέτηση στην υπάρχουσα περιοχή τοποθέτησης.[3]

Υπάρχουν τέσσερις συγκεκριμένες απαιτήσεις που πρέπει να πληρούνται για τις επιπρόσθετες δυνάμεις.

- Για μια δεδομένη τοποθέτηση, η επιπλέον δύναμη που ασκείται σε ένα κελί εξαρτάται μόνο από τις συντεταγμένες του κελιού.

- Αιτιολόγηση: Αν η αποστολή των δυνάμεων είναι να μειωθούν οι αλληλεπικαλύψεις των κελιών, είναι φυσικό ότι σε ένα κελί στον ίδιο τόπο με άλλο κελία ασκείται η ίδια δύναμη.
- Περιφέρειες με μεγαλύτερη πυκνότητα είναι οι πηγές των δυνάμεων. Περιφέρειες με χαμηλότερη πυκνότητα είναι οι δεξαμενές απορρόφησης.
 - Αιτιολόγηση: Οι δυνάμεις θα πρέπει να κινήσουν τα κελιά μακριά από τις περιφέρειες υψηλής πυκνότητας και να τους οδηγήσουν σε περιφέρειες χαμηλής πυκνότητας.
- Οι δυνάμεις δεν σχηματίζουν κύκλους.
 - Αιτιολόγηση: Ο σκοπός των δυνάμεων είναι να βελτιώσουν την κατανομή. Μια κυκλική δύναμη δεν βελτιώνει την κατανομή και δεν είναι χρήσιμη.
- Στο άπειρο η δύναμη πρέπει να είναι μηδέν.
 - Αιτιολόγηση: Η υποχρέωση αυτή εμποδίζει την ύπαρξη μιας σταθερής δύναμης.[3]

Διατυπωμένες με μαθηματικό τρόπο οι τέσσερις απαιτήσεις είναι ικανές να προσδιορίσουν μοναδικά αυτές τις δυνάμεις. Η πρώτη απαίτηση επιτρέπει να εκφραστεί η πρόσθετη δύναμη \vec{f}_i στο κελί i σαν συνάρτηση των \mathbf{x} και \mathbf{y} :

$$\vec{f}_i = \vec{f}(\mathbf{x}, \mathbf{y}) \mid \mathbf{x} = \mathbf{x}_i, \mathbf{y} = \mathbf{y}_i$$

Για τη δεύτερη απαίτηση ορίζεται ένα μοντέλο προσφοράς και ζήτησης για την περιγραφή της πυκνότητας στο δοθέν σημείο. Αρχικά ορίζεται η ορθογώνια συνάρτηση $\mathbf{R}(z)$:

$$\mathbf{R}(z) = \begin{cases} \mathbf{1} & \alpha v \frac{1}{2} < z < \frac{1}{2} \\ \mathbf{0} & \text{διαφορετικά} \end{cases} \quad [3]$$

Το πλάτος του κελιού i συμβολίζεται ως w_i , και το ύψος του ως h_i . Η συνάρτηση $\mathbf{a}_i(x, y)$ περιγράφει την επιφάνεια του κελιού i και ορίζεται ως

$$\mathbf{a}_i(x, y) = \mathbf{R}\left(\frac{x-x_i}{w_i}\right)\mathbf{R}\left(\frac{y-y_i}{h_i}\right)$$

Η τιμή του $\mathbf{a}_i(x, y)$ είναι ένα για ένα σημείο (x, y) το οποίο καλύπτεται από το κελί i και μηδέν διαφορετικά. Το \mathbf{W} εκφράζει το πλάτος της τοποθέτησης και το \mathbf{H} για το ύψος, η συνάρτηση επιφάνειας $\mathbf{A}(x, y)$ της περιοχής τοποθέτησης μπορεί όμοια να εκφραστεί σαν $\mathbf{A}(x, y) = \mathbf{R}(x/\mathbf{W})\mathbf{R}(y/\mathbf{H})$. Η τιμή του $\mathbf{A}(x, y)$ είναι ένα για ένα σημείο (x, y) εντός της περιοχής τοποθέτησης και μηδέν διαφορετικά. [3]

Με τον ορισμό του \mathbf{s} ως το πηλίκο της συνολικής επιφάνειας των κελιών και της επιφάνειας τοποθέτησης ορίζεται η συνάρτηση πηλίκου $\mathbf{D}(x, y)$:

$$\mathbf{D}(x, y) = \sum_i \mathbf{a}_i(x, y) - \mathbf{s} \cdot \mathbf{A}(x, y) \quad \text{με} \quad \mathbf{s} = \frac{\sum_i w_i h_i}{\mathbf{W} \cdot \mathbf{H}} \quad (2.4)$$

Με άλλα λόγια, πυκνότητα σε ένα ορισμένο σημείο εντός της περιοχής τοποθέτησης είναι το πλήθος των κελιών που καλύπτουν το σημείο μειών s . [3] Ο πρώτος όρος της εξίσωσης (2.4) αποτελεί τη ζήτηση επιφάνειας από τα κελιά. Ο δεύτερος όρος είναι η προσφορά επιφάνειας από την περιοχή τοποθέτησης διαβαθμισμένη από τον παράγοντα s . Το ολοκλήρωμα της $\mathbf{D}(\mathbf{x}, \mathbf{y})$ στο σύνολο της επιφάνειας είναι μηδέν. Αυτό επιτυγχάνεται διαβαθμίζοντας την προσφορά με το s . Αξίζει να σημειωθεί ότι $\mathbf{D}(\mathbf{x}, \mathbf{y}) > 0$ σε περιοχές με μεγαλύτερη πυκνότητα από την επιθυμητή και $\mathbf{D}(\mathbf{x}, \mathbf{y}) < 0$ σε περιοχές με χαμηλότερη πυκνότητα από την επιθυμητή. Χρησιμοποιώντας μια αναλογική σταθερά \mathbf{k} , η απαίτηση 2 δίνει

$$\vec{\nabla} \vec{f}(\mathbf{x}, \mathbf{y}) = \mathbf{k} \cdot \mathbf{D}(\mathbf{x}, \mathbf{y}) \quad (2.5)$$

Η απαίτηση 3 σημαίνει ότι η $\vec{f}(\mathbf{x}, \mathbf{y})$ είναι συντηρητική, π.χ. υπάρχει μια μονόμετρη συνάρτηση $\Phi(\mathbf{x}, \mathbf{y})$ με

$$\vec{\nabla} \Phi(\mathbf{x}, \mathbf{y}) = \vec{f}(\mathbf{x}, \mathbf{y}) \quad (2.6)$$

Συνδυάζοντας τα αποτελέσματα των (2.5) και (2.6) στη συνάρτηση Poisson

$$\Delta \Phi(\mathbf{x}, \mathbf{y}) = \mathbf{k} \cdot \mathbf{D}(\mathbf{x}, \mathbf{y}) \quad (2.7)$$

με οριακές συνθήκες από την απαίτηση 4

$$\lim_{\vec{r} \rightarrow \infty} |\vec{\nabla} \Phi(\mathbf{x}, \mathbf{y})| = \mathbf{0} \text{ με } \vec{r} = (\mathbf{x}, \mathbf{y})^T \quad (2.8)$$

Αυτό το πρόβλημα έχει μοναδική λύση για $\vec{f}(\mathbf{x}, \mathbf{y})$:

$$\vec{f}(\mathbf{x}, \mathbf{y}) = \frac{k}{2\pi} \int_{-\infty}^{\infty} \int_{-\infty}^{\infty} \mathbf{D}(\mathbf{x}', \mathbf{y}') \frac{\vec{r} - \vec{r}'}{r - r'} d\mathbf{x}' d\mathbf{y}' \quad (2.9) \quad [3]$$

Στην περίπτωση της μοντελοποίησης των κελιών σαν σημεία και χωρίζοντας την περιοχή τοποθέτησης σε χώρους με μονάδα επιφάνειας, το προηγούμενο ολοκλήρωμα γίνεται διακριτό σύνολο και η εξίσωση (2.9) μπορεί να ερμηνευθεί ανεπίσημα ως εξής:

- Η δύναμη που ασκείται πάνω σε ένα κελί είναι η υπέρθεση των δυνάμεων που προέρχονται από άλλα κελιά και περιοχές.
- Η δύναμη που ασκείται σε ένα κελί από ένα άλλο κελί (περιοχή) απωθεί (προσελκύει) με δύναμη ανάλογη με το αντίστροφο της Ευκλείδειας απόστασης τους.
- Η κατεύθυνση της δύναμης είναι παράλληλη προς την ευθεία γραμμή μεταξύ των κελιών.[3]

2.3.3 Βασικός αλγόριθμος -Μετασχηματισμός τοποθέτησης

Αρχικά περιγράφουμε ένα μοναδικό βήμα τοποθέτησης που ονομάζεται «μετασχηματισμός τοποθέτησης». Έπειτα παρουσιάζουμε πως μπορεί να επιτευχθεί μια καθολική τοποθέτηση με διαδοχική εφαρμογή μετασχηματισμών τοποθέτησης.[3]

Καλείται ένα βήμα του αλγορίθμου μετασχηματισμού τοποθέτησης. Η τοποθέτηση εισόδου μπορεί να είναι αυθαίρετη. Το βήμα μετασχηματισμού μπορεί να εφαρμόζεται σε πλήρως επικαλυπτόμενες τοποθετήσεις το ίδιο καλά όπως σε σχεδόν νόμιμες τοποθετήσεις. Δεν λαμβάνονται υπόψη παλιότερες πληροφορίες όπως ο αριθμός των επαναλήψεων ή κάποιο χρονοδιάγραμμα ψύξης.[3]

Ορίζονται οι δυνάμεις \vec{f}_i της τρέχουσας τοποθέτησης σύμφωνα με την εξίσωση (2.9). Επιλέγεται η σταθερά αναλογίας \mathbf{K} έτσι ώστε η μέγιστη ισχύς όλων των δυνάμεων \vec{f}_i να είναι ισοδύναμη με τη δύναμη ενός δικτύου μήκους $\mathbf{K} \cdot (\mathbf{W} + \mathbf{H})$ με τη σταθερή παράμετρο \mathbf{K} ορισμένη από τον χρήστη. Η παράμετρος \mathbf{K} ορίζει πόσο έντονα επηρεάζουν οι πρόσθετες δυνάμεις την τοποθέτηση και συνεπώς καθορίζει την ταχύτητα της σύγκλισης και την ποιότητα των αποτελεσμάτων. Έπειτα ορίζουμε τις ορισμένες πρόσθετες δυνάμεις \vec{f}_i στο διάνυσμα δύναμης \vec{e} : $(\Delta e_i, \Delta e_{n+i})^T = \vec{f}_i$. Ο πίνακας \mathbf{C} συμπληρώνεται όπως περιγράφεται στην ενότητα 2.3.1. Εφαρμόζεται ένα σχήμα γραμμικοποίησης για τη ρύθμιση των βαρών των δικτύων και λύνεται η εξίσωση (2.3) με χρήση προσέγγισης συζυγών κλίσεων με προετοιμασία. Κατά το βήμα

επίλυσης της εξίσωσης (2.3) γίνεται η υπόθεση ότι οι πρόσθετες δυνάμεις \vec{e} παραμένουν σταθερές.[3]

2.3.4 Ο επαναληπτικός αλγόριθμος

Ολόκληρος ο αλγόριθμος αποτελείται από τρία στοιχεία κλειδιά.

1. *Αρχικοποίηση*: Στην αρχικοποίηση όλα τα κελιά τοποθετούνται στο κέντρο της περιοχής τοποθέτησης και οι δυνάμεις \vec{e} έχουν οριστεί μηδενικές.
2. *Βρόχος επανάληψης*: Εφαρμόζουμε επαναληπτικά μετασχηματισμούς τοποθέτησης. Χρησιμοποιούμε το \mathbf{K} για να ελέγξουμε την επιθυμούμενη ταχύτητα του αλγορίθμου. Επιλέγουμε $\mathbf{K}=0.2$ για κανονική συμπεριφορά. Το $\mathbf{K}=1.0$ χρησιμοποιείται για γρήγορη λειτουργία. Κάθε επανάληψη καθιστά τον διαχωρισμό των κελιών πιο ομαλό και προσαρμόζει την τοποθέτηση περισσότερο στην περιοχή τοποθέτησης.
3. *Συνθήκη τερματισμού*: Σταματάμε τις επαναλήψεις όταν πλέον δεν υπάρχει άδεια επιφάνεια μέσα στην περιοχή τοποθέτησης η οποία να είναι μεγαλύτερη από το τετραπλάσιο της μέσης επιφάνειας ενός κελιού. Τα πειράματά μας έδειξαν ότι το

κριτήριο αυτό ικανοποιείται για έναν επιθυμητό διαχωρισμό
κελιών.[3]

3 Timing Driven Placement

3.1 Εισαγωγή

Οι αλγόριθμοι τοποθέτησης που έχουν παρουσιαστεί σε προηγούμενα κεφάλαια επικεντρώνονται κυρίως στην ελαχιστοποίηση του συνολικού μήκους καλωδίωσης (**TWL**). Η τοποθέτηση βάσει συμπεριφοράς χρονισμού του συνολικού κυκλώματος (**timing driven placement** (**TDP**)) έχει σχεδιαστεί ειδικά να σημαδεύει καλώδια με βάση τη χρονομέτρηση κρίσιμων μονοπατιών. Πρέπει να σημειωθεί ότι ένα κελί είναι συνήθως συνδεδεμένο με δύο ή περισσότερα κελιά. Μικραίνοντας το μήκος κάποιων σημαδεμένων δικτύων κατά την τοποθέτηση μπορεί να θυσιάσουμε το μήκος των καλωδίων κάποιων άλλων δικτύων τα οποία συνδέονται μέσω κοινών κελιών. Όσο η καθυστέρηση στα κρίσιμα μονοπάτια μειώνεται, άλλα μονοπάτια μπορεί να γίνουν κρίσιμα. Γι' αυτό η **TDP** πρέπει να εφαρμόζεται με πολύ προσεκτικό και ισορροπημένο τρόπο.[4]

Η **TDP** έχει μελετηθεί εκτενώς τις τελευταίες δύο δεκαετίες. Η ώθηση για νέες μεθόδους στην **TDP** για μεγιστοποίηση της απόδοσης των κυκλωμάτων είναι πολυδιάστατη λόγω της κλιμάκωσης της τεχνολογίας.[4]

Η **TDP** μπορεί να πραγματοποιηθεί τόσο σε συνολικά όσο και λεπτομερή στάδια τοποθέτησης. Ιστορικά, οι **TDP** αλγόριθμοι μπορούν γενικά να ταξινομηθούν σε δύο ομάδες:

1. βασισμένοι σε δίκτυα (**net based**) και
2. βασισμένοι σε μονοπάτια (**path based**)

Η **net based** προσέγγιση ασχολείται μόνο με δίκτυα, με την ελπίδα ότι αν χειριστούμε τα δίκτυα στα κρίσιμα μονοπάτια σωστά, η καθυστέρηση ολόκληρου του κρίσιμου μονοπατιού μπορεί να βελτιστοποιηθεί σιωπηρά. Οι δύο βασικές τεχνικές για **net based** βελτιστοποίηση είναι μέσω ζύγισης δικτύων και περιορισμών δικτύων. [4]

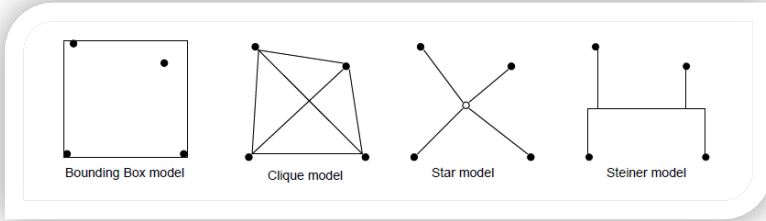
Η **path based** προσέγγιση λειτουργεί άμεσα σε όλα ή σε υποσύνολο των μονοπατιών. Η πλειοψηφία των **path based** προσεγγίσεων διατυπώνουν το πρόβλημα σε μαθηματικό προγραμματιστικό πλαίσιο. Υπάρχουν πλεονεκτήματα και μειονεκτήματα και για τις δύο προσεγγίσεις σε όρους χρόνου εκτέλεσης, επεκτασιμότητας, ευκολία εφαρμογής, η ελεγκσιμότητα, και ούτω καθεξής. Οι σύγχρονες **TDP** τεχνικές τείνουν να χρησιμοποιούν κάποιο υβριδικό τρόπο τόσο για τις **net based** όσο και για τις **path based** προσεγγίσεις.[4]

Σε αυτό το κεφάλαιο, θα αναλύσουμε τους θεμελιώδεις αλγόριθμους, καθώς και τις πρόσφατες τάσεις της **TDP**. Λόγω του

μεγάλου όγκου των εργασιών στην **TDP** δεν είναι δυνατόν να εξαντληθούν όλες τους σε αυτό το κεφάλαιο. Αντ' αυτού, θα περιγράψουμε τις βασικές ιδέες και τις θεμελιώδεις τεχνικές, και θα επισημάνουμε πρόσφατες έρευνες και πιθανές μελλοντικές κατευθύνσεις. Πρώτα θα καλύψουμε τις βασικές δομικές μονάδες της **TDP**. Έπειτα στις δύο επόμενες ενότητες θα αναλύσουμε τις **net based** προσεγγίσεις π.χ. μέσω ζύγισης δικτύων και περιορισμών δικτύων. Έπειτα θα ερευνήσουμε τις βασικές τυποποιήσεις και τους αλγορίθμους της **path (timing graph) based** προσέγγισης. Θα συζητηθούν πρόσθετες τεχνικές και θέματα στο πλαίσιο της **TDP** ακολουθούμενες από συμπεράσματα.[4]

3.2 Δομικές μονάδες και κατηγοριοποίηση

Δοθείσας μιας τοποθέτησης, η μοντελοποίηση δικτύου δίνει απάντηση σε ένα θεμελιώδες ερώτημα για το πως το δίκτυο μοντελοποιείται για την τοπολογία δρομολόγησης και για τον υπολογισμό/εκτίμηση του μήκους καλωδίων του. Η εικόνα 3.1 δείχνει διαφορετικές στρατηγικές μοντελοποίησης για ένα **multiple pin** δίκτυο.[4]



Εικόνα 3.1: Μοντελοποίηση δικτύων για τοποθέτηση.

Η απλούστερη και πιο διαδεδομένη μέθοδος για τον υπολογισμό του μήκους καλωδίων είναι η **half perimeter wire length (HPWL)** του πλαισίου οριοθέτησης (**bounding box**) του. Για ένα δίκτυο i , αν l_i , r_i , u_i και b_i αναπαριστούν την αριστερή, δεξιά, πάνω και κάτω θέση του πλαισίου οριοθέτησης του, τότε η **HPWL** του δικτύου i είναι

$$HPWL_i = r_i - l_i + u_i - b_i \quad (3.1)$$

Το **HPWL** είναι το κάτω όριο για εκτίμηση μήκους καλωδίων και είναι ακριβής για δίκτυα δυο και τριών **pin** που αποτελούν και την πλειοψηφία των δικτύων.[4]

Σε μηχανές αναλυτικής τοποθέτησης το μήκος καλωδίων είναι συχνά μοντελοποιημένο σαν **quadratic** όρος (ή ψεύδο-γραμμικός όρος σε πιο πρόσφατη βιβλιογραφία [5][6]). Σε αυτές τις μηχανές, χρησιμοποιούνται συχνά μοντέλα κλίκας ή αστέρα. Στο μοντέλο κλίκας, εισάγεται μια ακμή ανάμεσα σε κάθε ζεύγος **pin** του δικτύου.

Στο μοντέλο αστέρα, δημιουργείται ένα επιπλέον σημείο αστέρα στο γεωμετρικό κέντρο και κάθε **pin** συνδέεται σ' αυτό το σημείο. Γενικά, σε μικρά δίκτυα (π.χ. με λιγότερα από 5 **pins**) μπορεί να χρησιμοποιείται μοντέλο κλίκας, αλλά για μεγάλα δίκτυα με πολλά **pins**, το μοντέλο κλίκας δεν είναι κατάλληλο καθώς δημιουργεί κυρτούς πίνακες οι οποίοι είναι δύσκολο να επιλυθούν. Οπότε για μεγάλα δίκτυα είναι προτιμότερα τα μοντέλα αστέρα. Στο μοντέλο κλίκας, από τη στιγμή που είναι ένας ολοκληρωμένος γράφος με πολλές περισσότερες ακμές από όσες είναι απαραίτητες για τη σύνδεση του δικτύου, σε κάθε ακμή συνήθως ανατίθεται ένα βάρος της τάξης του $2/n$ (όπου n είναι ο αριθμός των **pins** του δικτύου).[4]

Τα μοντέλα **bounding box**, κλίκας και αστέρα, είναι τα τρία πιο διαδεδομένα μοντέλα δικτύων. Υπάρχουν και άλλα μοντέλα δικτύων όπως τα δέντρα **Steiner**, τα οποία είναι πιο ακριβή για δίκτυα με 4 ή περισσότερα **pins**. Ωστόσο, στα περισσότερα σχέδια δίκτυα των δυο ή τριών **pins** αποτελούν την πλειοψηφία σε ολόκληρο το **netlist**. Με εξαίρεση ελάχιστων μηχανών τοποθέτησης, τα μοντέλα που είναι βασισμένα σε δέντρα **Steiner** χρησιμοποιούνται σπάνια καθώς είναι υπολογιστικά ακριβά. [4]

3.2.2 Ανάλυση χρονισμού και μετρήσεις

Όπως επάγεται και από το όνομα της, η **TDP** πρέπει να καθοδηγείται από κάποιες μετρήσεις χρονισμού, οι οποίες με τη σειρά

τους χρειάζονται χρονική ανάλυση. Οι **TDP** αλγόριθμοι μπορούν να χρησιμοποιήσουν διαφορετικά επίπεδα μοντελοποίησης χρονισμού για να ισοσταθμίσουν ακρίβεια και χρόνο εκτέλεσης. Γενικά, το επίπεδο **switch** του **RC** μοντέλου για τις πύλες και το μοντέλο καθυστέρησης **Elmore** για διασυνδέσεις είναι αρκετά επαρκή. Υπάρχουν και άλλα ακριβή μοντέλα τα οποία όμως δεν χρησιμοποιούνται εκτενώς στην τοποθέτηση. Ένας κύριος λόγος είναι οι υψηλότεροι χρόνοι εκτέλεσης. Ένας άλλος λόγος είναι ότι κατά την τοποθέτηση, η δρομολόγηση δεν έχει γίνει ακόμα. Δεν έχει νόημα να χρησιμοποιήσουμε πιο ακριβή μοντέλα αν τα σφάλματα από αυτές τις αβεβαιότητες είναι ακόμα μεγαλύτερα.[4]

Η στατική ή ακόμα και η **path based** ανάλυση χρονισμού μπορεί να εφαρμοστεί βάσει μοντέλων καθυστέρησης πύλων και διασυνδέσεων. Η στατική ανάλυση χρονισμού υπολογίζει καθυστερήσεις μονοπατιών του κυκλώματος χρησιμοποιώντας τη μέθοδο κρίσιμων μονοπατιών. Από το σύνολο των χρόνων άφιξης (**Arr**) με βάση τα σημεία έναρξης χρονισμού και τους απαιτούμενους χρόνους άφιξης (**Req**) με βάση τα σημεία τερματισμού του χρονισμού, η στατική ανάλυση χρονισμού διαδίδει το χρόνο άφιξης προς τα εμπρός και τον απαιτούμενο χρόνο άφιξης προς τα πίσω, κατά την τοπολογική διάταξη. Η χαλαρότητα (**slack**) σε κάθε σημείο χρονισμού **t** είναι η διαφορά του απαιτούμενου χρόνου άφιξης μείον το χρόνο άφιξης.

$$Slk(t) = Req(t) - Arr(t) \quad (3.2)$$

Η στατική ανάλυση χρονισμού μπορεί να γίνει σταδιακά εφόσον πραγματοποιούνται μικρές αλλαγές στο **netlist**. Οι μετρήσεις σύγκλισης του χρονισμού σταθμίζουν την επέκταση στην οποία μια τοποθέτηση ικανοποιεί τους περιορισμούς χρονισμού. Ακόμη, δίνουν μια ένδειξη του πόσο δύσκολο θα ήταν για έναν μηχανικό σχεδιασμό να διορθώσει τα προβλήματα χρονισμού χειροκίνητα. Η συχνότερα χρησιμοποιούμενη μέτρηση κλεισίματος (**closure**) χρονισμού είναι η **worst negative slack (WNS)**:

$$WNS = \min_{t \in P_0} Slk(t) \quad (3.3)$$

όπου P_0 είναι το σύνολο των σημείων τερματισμού του χρονισμού. Για να επιτύχουμε **closure** χρονισμού, η **WNS** δεν πρέπει να είναι αρνητική. Για νανομετρικό σχεδιασμό με αυξανόμενη μεταβλητότητα, κάποιος μπορεί να ρυθμίσει τον στόχο για το **slack** ως θετική μεταβλητή για τη διαφύλαξη διακυμάνσεων από τη διαδικασία, την τάση, ή ζητήματα θερμικότητας. Ωστόσο η **WNS** δίνει πληροφορία μόνο για το χειρότερο μονοπάτι. Είναι πιθανό δυο λύσεις τοποθέτησης να έχουν όμοιες τιμές **WNS**, αλλά η μια έχει ένα μόνο κρίσιμο μονοπάτι ενώ η άλλη έχει χιλιάδες κρίσιμα ή σχεδόν κρίσιμα μονοπάτια. Η **figure of merit (FOM)** είναι άλλη μια πολύ σημαντική **closure** μέτρηση χρονισμού. Ορίζεται ως εξής:

$$FOM = \sum_{t \in P_0, Slk(t) < Slk_t} (Slk(t) - Slk_t) \quad (3.4)$$

όπου Slk_t είναι ο στόχος **slack** ολόκληρου του σχεδίου. Αν $Slk_t = 0$, η **FOM** μειώνεται στην **total negative slack (TNS)**. [4]

3.2.3 Επισκόπηση της **TDP**

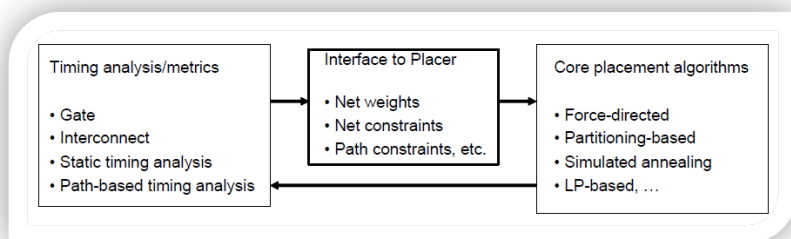
Η επισκόπηση της **TDP** παρουσιάζεται στην εικόνα 3.2. Έχει τρεις βασικές συνιστώσες : ανάλυση χρονισμού, αλγορίθμους τοποθέτησης πυρήνα, και διεπαφές μεταξύ τους μεταφράζοντας την ανάλυση/μετρήσεις χρονισμού σε ορισμένα βάρη, ή περιορισμούς για μηχανές τοποθέτησης πυρήνα για την καθοδήγηση της **TDP**. [4]

Το προηγούμενο τμήμα πραγματεύεται τα βασικά της ανάλυσης χρονισμού και των μετρήσεων για ένα δοθέν **netlist**. Ωστόσο, το με ποιο **netlist** πρέπει να ξεκινήσουμε έτσι ώστε να έχουμε μια ανάλυση χρονισμού με νόημα για την καθοδήγηση της **TDP** είναι πολύ σημαντικό αλλά ακόμα ανοιχτό ερώτημα. Για παράδειγμα, πρέπει να ξεκινήσουμε από ένα μη τοποθετημένο **netlist** ή από κάποια αρχική τοποθέτηση; Για σύγχρονο **closure** συγχρονισμού, πρέπει να εισαχθούν πολλοί **buffers** για δίκτυα υψηλού **fanout** και μακρών διασυνδέσεων για να λάβουμε μια λογική εικόνα χρονισμού. Από την άλλη, αυτοί οι **buffers** θα αλλάξουν τη δομή του **netlist** για την **TDP**. Πρέπει να κρατηθούν ή να αφαιρεθούν κατά τη διάρκεια της **TDP**; Υπάρχει πολύ μικρή βιβλιογραφία που να καλύπτει αυτό το βήμα προετοιμασίας του **netlist**. Μια λογική στρατηγική μπορεί να είναι ή ακόλουθη: Πρώτα, ξεκινάμε με μια αρχική τοποθέτηση, έπειτα πραγματοποιούμε μια

πρόχειρη **buffering/fanout** βελτιστοποίηση για να λάβουμε μια λογική εκτίμηση χρονισμού για το σύνολο του ολοκληρωμένου για την καθοδήγηση της **TDP**. Το κατά πόσο θα κρατήσουμε αυτούς τους **buffer** κατά την **TDP** μπορεί να διαφέρει μεταξύ διαφορετικών συστημάτων φυσικής σύνθεσης.[4]

Η τοποθέτηση είναι ένα από τα πιο έντονα μελετημένα θέματα του φυσικού σχεδιασμού. Κάποιοι από τους πιο δημοφιλείς αλγορίθμους τοποθέτησης περιλαμβάνουν αναλυτική/**force directed** τοποθέτηση, βασισμένη σε διχοτόμηση τοποθέτηση, βασισμένη σε **simulated annealing** τοποθέτηση, και τοποθέτηση βασισμένη σε γραμμικό προγραμματισμό. [4]

Η πιο ενδιαφέρουσα πτυχή της **TDP** είναι ο μηχανισμός για τη μετάφραση των μετρήσεων χρονισμού σε δράσεις για την καθοδήγηση των μηχανών τοποθέτησης πορτών. Σε αυτή την πτυχή επικεντρώνεται και το υπόλοιπο αυτού του κεφαλαίου.



Εικόνα 3.2: Επισκόπηση της TDP.

Με βάση αυτό, την **TDP** μπορεί πρόχειρα να κατηγοριοποιηθεί σε **net based** και **path based** προσεγγίσεις. Η **net based** προσέγγιση, όπως υποδηλώνει και το όνομα της, ασχολείται με μεμονωμένα δίκτυα. Δεδομένου ότι η ανάλυση χρονισμού εγγενώς ασχολείται με μονοπάτια (με διάδοση χρονισμού), η πληροφορία χρονισμού μεταφράζεται είτε σε περιορισμούς δικτύων είτε σε βάρη δικτύων για την καθοδήγηση των **TDP** μηχανών. Η βασική ιδέα της παραγωγής περιορισμών δικτύων (η προϋπολογισμού καθυστέρησης) είναι να κατανεμηθεί το **slack** για κάθε μονοπάτι στα δίκτυα από τα οποία αποτελείται έτσι ώστε να ληφθεί μια λύση με μηδενικό **slack**. Έπειτα ο προϋπολογισμός της καθυστέρησης για κάθε δίκτυο μεταφράζεται σε περιορισμό του μήκους καλωδίωσης του κατά την τοποθέτηση. Η βασική ιδέα της ζύγισης του δικτύου είναι να ανατεθούν μεγαλύτερα βάρη σε πιο κρίσιμα, βάσει χρονισμού, δίκτυα ελαχιστοποιώντας παράλληλα το συνολικό σταθμισμένο στόχο. Η ζύγιση των δικτύων δίνει τις κατευθύνσεις για βελτιστοποίηση χρονισμού μέσω σύμπτυξης των κρίσιμων δικτύων, αλλά δεν διαθέτει ακριβή έλεγχο εφόσον ο στόχος είναι το συνολικό ζυγισμένο μήκος καλωδίωσης. Και οι δύο διαδικασίες μπορούν να τελειοποιηθούν επαναληπτικά καθώς θα λαμβάνεται όλο και πιο ακριβής πληροφορία χρονισμού κατά την τοποθέτηση. [4]

Η **path based** προσέγγιση λειτουργεί απ' ευθείας σε όλα ή σε κάποια υποομάδα των μονοπατιών. Η πλειονότητα αυτής της προσέγγισης διατυπώνει το πρόβλημα σε ένα μαθηματικό προγραμματιστικό πλαίσιο (π.χ. γραμμικό προγραμματισμό). Συνήθως διατηρεί μια ακριβή άποψη του χρονισμού κατά τη διάρκεια της

βελτιστοποίησης τοποθέτησης. Ωστόσο, το μειονέκτημα της είναι η κακή επεκτασιμότητα και η πολυπλοκότητα της, λόγω του πιθανού εκθετικού πλήθους μονοπατιών που μπορεί να βελτιστοποιούνται ταυτόχρονα. Μια αποτελεσματική τεχνική είναι η ενσωμάτωση γράφων χρονισμού/περιορισμών μέσω βοηθητικών μεταβλητών. Η βασισμένη σε μαθηματικό προγραμματισμό προσέγγιση έχει να αντιμετωπίσει ζητήματα επικάλυψης κελιών. Ο **path based** χρονισμός μπορεί επίσης να αξιολογηθεί σε ένα πλαίσιο **simulated annealing**. [4]

Και οι δύο προσεγγίσεις έχουν τα υπέρ και τα κατά τους. Γενικά οι **path based** προσεγγίσεις έχουν μια πιο ακριβή άποψη του χρονισμού και ελέγχου, αλλά υποφέρουν από κακή επεκτασιμότητα. Οι **net based** προσεγγίσεις, και συγκεκριμένα η ζύγιση δικτύων, έχουν μειωμένη πολυπλοκότητα και υψηλή ευελιξία. Έτσι είναι κατάλληλες για μεγάλα **ASIC/SOC** σχέδια με εκατομμύρια στοιχείων για τοποθέτηση. Πρόσφατες έρευνες δείχνουν ότι τα υβρίδια αυτών των βασικών προσεγγίσεων είναι πολλά υποσχόμενα. [4]

3.3 Προσέγγιση βασισμένη σε ζύγιση δικτύων

Οι κλασικοί αλγόριθμοι τοποθέτησης βελτιστοποιούν το σύνολο του μήκους καλωδίωσης. Μπορούν πολύ εύκολα να μετατραπούν σε **timing driven** με χρήση τεχνικής ζύγισης δικτύων, η οποία αναθέτει διαφορετικά βάρη σε διαφορετικά δίκτυα τέτοια ώστε ο μηχανισμός τοποθέτησης να ελαχιστοποιεί το συνολικό σταθμισμένο μήκος

καλωδίωσης (αν όλα τα βάρη είναι ίδια, εκφυλλίζεται σε κλασική τοποθέτηση με βάση το μήκος καλωδίωσης). Διαισθητικά, μια κατάλληλη ζύγιση δικτύου πρέπει να αναθέσει μεγαλύτερα βάρη στα πιο κρίσιμα, βάσει χρονισμού, δίκτυα με την ελπίδα ότι η μηχανή τοποθέτησης θα μειώσει τα μήκη αυτών των κρίσιμων δικτύων έτσι ώστε οι καθυστερήσεις του να επιτύχουν καλύτερο συνολικό χρονισμό.[4]

Το βασισμένη σε ζύγιση δικτύων **TDP** είναι πολύ απλό στην εφαρμογή και λιγότερο απαιτητικό υπολογιστικά. Καθώς οι σύγχρονες **VLSI** σχεδιάσεις έχουν εκατομμύρια αντικειμένων προς τοποθέτηση (πύλες/ κελιά), η ζύγιση δικτύων είναι ελκυστική λόγω της απλότητας της. Σχεδόν όλοι οι αλγόριθμοι τοποθέτησης υποστηρίζουν ζύγιση δικτύων. [4]

Παρά το γεγονός ότι η μέθοδος παρουσιάζεται να είναι απλή, δεν είναι καθόλου εύκολο να πραγματοποιηθεί μια καλή ζύγιση δικτύου. Γενικά, από μια ομάδα με κρίσιμα δίκτυα, τα δίκτυα με υψηλότερα βάρη πρέπει να μειώσουν τα μήκη καλωδίωσής τους και τις καθυστερήσεις τους, αλλά κάποια άλλα δίκτυα μπορεί να γίνουν μεγαλύτερα και πιο κρίσιμα. Σε αυτή την παράγραφο, θα μελετήσουμε δυο βασικές ομάδες αλγορίθμων για ζύγιση δικτύων: την στατική ζύγιση δικτύων και την δυναμική ζύγιση δικτύων. Η στατική ζύγιση δικτύων αναθέτει βάρη μια φορά πριν την **TDP** και τα βάρη δεν αλλάζουν κατά τη διάρκεια της. Η δυναμική ζύγιση δικτύων ανανεώνει τα βάρη κατά τη διάρκεια της **TDP**. [4]

3.3.1 Στατική ζύγιση δικτύων

Η στατική ζύγιση δικτύων υπολογίζει τα βάρη των δικτύων μια φορά πριν την **TDP**. Μπορεί να χωριστεί σε δύο κατηγορίες: την εμπειρική ζύγιση δικτύου και την βασισμένη στην ευαισθησία ζύγιση του δικτύου. Οι εμπειρικές μέθοδοι ζύγισης δικτύου υπολογίζουν τα βάρη με βάση συγκεκριμένους παράγοντες κρισιμότητας, **slack**, χρόνος κύκλου, και **fanout**. Στα κρίσιμα δίκτυα ανατίθενται υψηλότερα βάρη δικτύου. Η μέθοδος ζύγισης δικτύων βάσει ευαισθησίας, υπολογίζει τα βάρη με βάση την ανάλυση ευαισθησίας των βαρών των δικτύων σε παράγοντες όπως **WNS** και **FOM**. Η βασική διαφορά αυτών των σχημάτων ζύγισης δικτύων είναι ότι η με βάση την ευαισθησία προσέγγιση έχει κάποιον μηχανισμό προνοητικότητας (**look ahead**) ο οποίος μπορεί να εκτιμήσει τις επιπτώσεις της ζύγισης των δικτύων σε παράγοντες κλειδιά. Γι' αυτό αναθέτει υψηλότερα βάρη σε αυτά τα δίκτυα τα οποία έχουν μεγαλύτερες επιπτώσεις στον συνολικό στόχο χρονισμού.[4]

3.3.1.a Slackbased ζύγιση δικτύων

Η μέθοδος εμπειρικής ζύγισης δικτύων αναθέτει βάρη με βάση την κρισιμότητα του δικτύου, το οποίο υποδηλώνει το πόσο ο μηχανισμός τοποθέτησης πρέπει να μειώσει το μήκος καλωδίωσης σε αυτό το δίκτυο. Ο υπολογισμός της κρισιμότητας μπορεί να γίνει από την στατική ανάλυση χρονισμού. Υποθέτοντας ότι υπάρχει μία μόνο

περίοδος ρολογιού, η κρισιμότητα του δικτύου μπορεί συχνά να μετρηθεί από το **slack**. Τα δίκτυα με αρνητικά **slacks** είναι κρίσιμα δίκτυα και τους αναθέτονται υψηλότερα βάρη από εκείνα με θετικά **slacks**.

$$w = \begin{cases} W_1 \text{slack} < 0 \\ W_2 \text{slack} \geq 0 \end{cases} \quad (3.5)$$

όπου W_1 και W_2 είναι θετικές σταθερές και $W_1 > W_2$. Μεταξύ των κρίσιμων δικτύων που έχουν αρνητικά **slacks**, μπορούν να δοθούν μεγαλύτερα βάρη σε αυτά που είναι μικρότερα. Μπορεί κανείς να ορίσει ένα συνεχές μοντέλο ή ένα βηματικό (**step wise**) μοντέλο για να υπολογίσει βάρη με βάση την κατανομή των **slacks**, όπως φαίνεται και στην εικόνα 3.3.[4]

Πρέπει να σημειωθεί ότι τα βάρη των δικτύων δεν πρέπει να συνεχίσουν να αυξάνονται όταν το **slack** είναι μικρότερο από ένα σταθερό κατώφλι. Αυτό συμβαίνει γιατί το **slack** μπορεί να είναι πολύ αρνητικό λόγω άκρων αναθέσεων χρονισμού. Συνήθως οι μηχανές τοποθέτησης δεν χρειάζονται πολύ υψηλές τιμές για τα βάρη δικτύων για να συγκεντρώσουν τα δίκτυα.[4]

Για μερικούς μηχανισμούς τοποθέτησης, θα μπορούσε κανείς να προσθέσει μια εκθετική μεταβλητή στη ζύγιση δικτύων για να δώσει μεγαλύτερη έμφαση στα κρίσιμα δίκτυα.

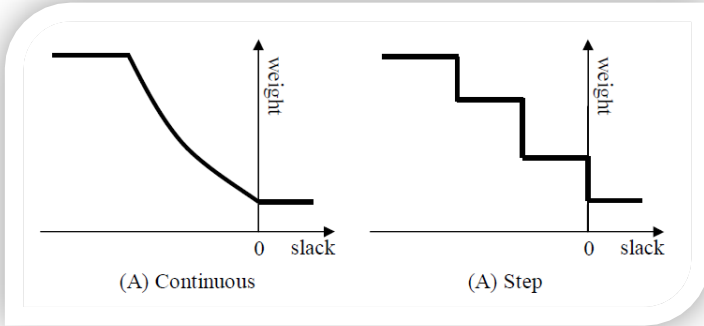
$$w = \left(1 - \frac{slack}{T}\right)^a \quad (3.6)$$

όπου T είναι η μεγαλύτερη καθυστέρηση μονοπατιού και a είναι ο δείκτης κρισιμότητας. Εάν υπάρχουν πολλά ρολόγια στο σχεδιασμό, ο χρόνος ρολογιού του κύκλου μπορεί να ληφθεί υπόψη κατά τη ζύγιση των δικτύων. Δίκτυα σε μονοπάτια με συντομότερο χρόνο κύκλου θα πρέπει να έχουν υψηλότερα βάρη από εκείνα με μεγαλύτερο χρόνο και το ίδιο **slack**. Για παράδειγμα, μπορούμε να χρησιμοποιήσουμε το T στην (3.6) για να αναπαραστήσουμε διαφορετικούς χρόνους κύκλου. Τα μονοπάτια με μεγαλύτερο κύκλο ρολογιού παίρνουν μεγαλύτερο T από εκείνα με συντομότερο κύκλο.

$$w = \left(1 - \frac{slack}{T_{clk}}\right)^a \quad (3.7)$$

όπου T_{clk} ο χρόνος του κύκλου ρολογιού για ένα συγκεκριμένο δίκτυο.

Υπάρχουν και άλλοι εμπειρικοί παράγοντες που μπορούν να ληφθούν υπόψη για τη ζύγιση των δικτύων, π.χ. βάθος δικτύου και ισχύς οδηγού. Ένα βαθύ μονοπάτι, το οποίο έχει πολλά λογικά επίπεδα, είναι περισσότερο σαν να έχει μεγαλύτερο μήκος καλωδίωσης. [4]



Εικόνα 3.3: Ανάθεση βάρους με βάση το slack με χρήση συνεχούς & βηματικού μοντέλου.

Τα σημεία τερματισμού αυτού του μονοπατιού μπορεί να είναι τοποθετημένα μακριά το ένα από το άλλο, έτσι αναμένεται να έχει χειρότερο χρονισμό από ένα μονοπάτι με μικρότερο πλήθος επιπέδων. Ένα δίκτυο με αδύναμο οδηγό θα έχει μεγαλύτερη καθυστέρηση από ένα με ισχυρό οδηγό και το ίδιο μήκος καλωδίωσης. Γι' αυτό, το βάρος ενός δικτύου πρέπει να είναι ανάλογο με το μέγιστο βάθος μονοπατιού (το οποίο μπορεί να υπολογιστεί εκτελώντας πρώτα δύο κατά πλάτος αναζητήσεις: πρώτα από **primary inputs (Pis)** και τη δεύτερη από **primary outputs (Pos)**), και αντίστροφο με το **slack** και την ισχύ του οδηγού.

$$w \approx D_l \times R_d \quad (3.8)$$

όπου D_l είναι το μέγιστο βάθος μονοπατιού, και R_d η αντίσταση του οδηγού. Ένας αδύναμος οδηγός έχει μεγαλύτερη αποτελεσματικότερη αντίσταση οδήγησης, έτσι το δίκτυο το οποίο οδηγεί θα έχει και μεγαλύτερο βάρος.[4]

Κάποιος θα μπορούσε επίσης να αναλογιστεί το «μοίρασμα» του μονοπατιού κατά την ζύγιση του δικτύου. Διαισθητικά σε ένα δίκτυο πάνω σε πολλά κρίσιμα μονοπάτια πρέπει να ανατεθεί ένα μεγαλύτερο βάρος, γιατί η μείωση του μήκους ενός τέτοιου δικτύου μπορεί να μειώσει την καθυστέρηση σε πολλά κρίσιμα μονοπάτια.

$$w \approx \textit{slack} \times GP \quad (3.9)$$

όπου GP είναι το πλήθος των κρίσιμων μονοπατιών που διαπερνούν το συγκεκριμένο δίκτυο. Αν υποθέσουμε ότι αναθέτουμε δύο μεταβλητές για κάθε δίκτυο p στον γράφο χρονισμού έχουμε: $F(p)$ το πλήθος των διαφορετικών κρίσιμων μονοπατιών που ξεκινούν από τα σημεία έναρξης χρονισμού (PI) προς το δίκτυο p , και $B(p)$ το πλήθος των διαφορετικών κρίσιμων μονοπατιών από το δίκτυο p προς τα σημεία τερματισμού του χρονισμού (PO). Το συνολικό πλήθος των κρίσιμων μονοπατιών που διέρχονται το δίκτυο p είναι $GP(p) = F(p) \times B(p)$. Αυτή η εκχώρηση ζύγισης του δικτύου λαμβάνει υπόψη μόνο την επίδραση του «μοιράσματος» των κρίσιμων μονοπατιών, και κάθε μονοπάτι έχει την ίδια επίδραση του βάρους του μονοπατιού. Ο Kong πρότεινε έναν ακριβή, αλγόριθμο καταμέτρησης όλων των μονοπατιών τον $PATH$, ο οποίος λαμβάνει υπόψη του τόσο τα κρίσιμα όσο και μη κρίσιμα μονοπάτια κατά την καταμέτρηση των μονοπατιών. Έχει τη

δυνατότητα να κλιμακώσει σωστά την επιρροή όλων των μονοπατιών με βάση τη σχετική κρισιμότητα χρονισμού τους.[4]

Για να πραγματοποιήσει ζύγιση δικτύων για μη τοποθετημένα σχέδια, η στατική ανάλυση χρονισμού μπορεί να χρησιμοποιήσει το μοντέλο φορτίου καλωδίων (**wire load model**). Κανονικά με **wire load** μοντέλα δεν είναι ακριβή. Έτσι, για ένα μη τοποθετημένο σχέδιο, ένας εναλλακτικός τρόπος παραγωγής των βαρών είναι η χρήση του **fanout** και ορίου καθυστέρησης αντί του **slack**. Το **fanout** χρησιμοποιείται για την εκτίμηση του μήκους καλωδίωσης και της καθυστέρησης των καλωδίων, και το όριο καθυστέρησης είναι η εκτιμώμενη επιτρεπτή καθυστέρηση καλωδίων, δηλαδή, οποιαδήποτε καθυστέρηση πάνω από αυτό το όριο θα οδηγήσει ως αποτέλεσμα σε αρνητικό **slack**. Το βάρος μπορεί να υπολογιστεί ως ο λόγος του **fanout** και του ορίου καθυστέρησης.

$$w \approx \frac{fanout}{netdelaybound} \quad (3.10)$$

Γενικά, εφόσον η επιρροή της ανάθεσης βαρών στα δίκτυα δεν είναι αρκετά προβλέψιμη, ενδέχεται να χρειαστεί εκτεταμένη ρύθμιση παραμέτρων για να μπορέσει να λειτουργήσει σε συγκεκριμένα στυλ σχεδιασμού.[4]

3.3.1.b Ζύγιση δικτύων με βάση την ευαισθησία

Η ζύγιση των δικτύων μπορεί να βοηθήσει στη βελτίωση του χρονισμού στα κρίσιμα μονοπάτια. Ωστόσο, μπορεί να έχει αρνητικές επιπτώσεις στο σύνολο του μήκους της καλωδίωσης. Η ανάθεση υψηλότερων βαρών σε πολλά δίκτυα μπορεί να έχει ως αποτέλεσμα σημαντική υποβάθμιση του μήκους της καλωδίωσης, έτσι μπορεί να εισάγει δρομολόγηση συμφόρησης και νέα κρίσιμα μονοπάτια. Για να εφαρμόσουμε υψηλά βάρη μόνο στα δίκτυα τα οποία θα αποφέρουν και μεγάλο κέρδος στο χρονισμό, μπορούμε να μειώσουμε την υποβάθμιση του μήκους καλωδίωσης και τις άλλες παρενέργειες της ζύγισης των δικτύων.[4]

Η ζύγιση δικτύων βάσει ευαισθησίας, προσπαθεί να προβλέψει την επίπτωση της ζύγισης στο χρονισμό και να χρησιμοποιήσει αυτή την ευαισθησία για να οδηγήσει τη ζύγιση των δικτύων. Το ερώτημα που προσπαθεί να απαντήσει η ανάλυση ευαισθησίας είναι: δοθείσας μιας αρχικής τοποθέτησης από ένα αρχικό σχήμα ζύγισης δικτύων, αν αυξηθεί το βάρος ενός δικτύου i κατά ένα ορισμένο ονομαστικό ποσό, πόση βελτίωση θα λάβει το δίκτυο i για το χειρότερο του **slack** και το συνολικό συντελεστή κέρδους. Με λεπτομερή ανάλυση ευαισθησίας, μπορούν να ανατεθούν μεγαλύτερα βάρη σε ένα δίκτυο του οποίου η αλλαγή βάρους μπορεί να έχει ευρύτερες επιπτώσεις στην καθυστέρηση. Στην ενότητα αυτή εξηγείται πώς μπορούν να εκτιμηθούν η ευαισθησία του (βήμα 1) και η **TNS** ευαισθησία σε βάρη δικτύων και πώς να χρησιμοποιηθούν αυτές οι ευαισθησίες για να υπολογιστούν τα βάρη.[4]

Πρώτον, κάποιος θα πρέπει να εκτιμήσει την επιρροή της αλλαγής του βάρους του δικτύου στο σύνολο του μήκους της καλωδίωσης, δηλαδή, την ευαισθησία του μήκους καλωδίωσης στο βάρος του δικτύου. Αυτή η ευαισθησία εξαρτάται από τα χαρακτηριστικά του μηχανισμού τοποθέτησης. Δεν είναι εύκολο να εκτιμηθεί αυτή η ευαισθησία για **min cut** ή βασισμένους σε **simulated annealing** αλγόριθμους. Αλλά για **quadratic** τοποθέτηση, μπορεί κανείς να καταλήξει σε ένα αναλυτικό μοντέλο για να την εκτιμήσει. Με βάση το αναλυτικό μοντέλο του **Tsay**, η ευαισθησία του μήκους καλωδίωσης στο βάρος δικτύου μπορεί να βρεθεί ως:

$$S_W^L(i) = \frac{\Delta L(i)}{\Delta W(i)} = -L(i) \cdot \frac{W_{src}(i) + W_{sink}(i) - 2W(i)}{W_{src}(i)W_{sink}(i)} \quad (3.11)$$

όπου $L(i)$ είναι το αρχικό μήκος καλωδίων του δικτύου i , $W(i)$ είναι το αρχικό βάρος του δικτύου i , $W_{src}(i)$ είναι το συνολικό αρχικό βάρος στον οδηγό/ πηγή του δικτύου i (απλά το άθροισμα όλων των διχτύων που διασταυρώνονται με τον οδηγό), και $W_{sink}(i)$ είναι το συνολικό αρχικό βάρος στον αποδέκτη/ καταβόθρα του δικτύου i . Διαισθητικά η εξίσωση (3.11) δηλώνει ότι αν το αρχικό μήκος καλωδίων $L(i)$ είναι μεγαλύτερο, για το ίδιο ποσοστό ονομαστικής μεταβολής βάρους, αναμένεται να δούμε και μεγαλύτερη αλλαγή στο μήκος καλωδίου. Στο μεταξύ, αν το αρχικό βάρος $W(i)$ είναι σχετικά μικρό, αναμένεται ότι η αλλαγή στο μήκος καλωδίου θα είναι μεγαλύτερη. Το αρνητικό πρόσημο σημαίνει ότι η αύξηση του βάρους του δικτύου θα μειώσει το μήκος καλωδίου.[4]

Το επόμενο βήμα είναι για να υπολογιστεί η επίδραση του μήκους των καλωδίων στην καθυστέρηση. Χρησιμοποιώντας το μοντέλο επιπέδου διακόπτη της **RC** συσκευής και το μοντέλο καθυστέρησης **Elmore**, η ευαισθησία καθυστέρησης στο μήκος των καλωδίων μπορεί να υπολογιστεί ως:

$$\mathbf{S}_L^T(\mathbf{i}) = \frac{\Delta T(\mathbf{i})}{\Delta L(\mathbf{i})} = \mathbf{r}\mathbf{c}\mathbf{L}(\mathbf{i}) + \mathbf{c}\mathbf{R}_d + \mathbf{r}\mathbf{C}_l \quad (3.12)$$

όπου \mathbf{r} και \mathbf{c} είναι η μονάδα μήκους της αντίστασης του καλωδίου και η χωρητικότητα αντίστοιχα. Όπου \mathbf{R}_d είναι η αντίσταση εξόδου του οδηγού του δικτύου, και \mathbf{C}_l είναι η χωρητικότητα φορτίου. Συνεπάγεται ότι για μια συγκεκριμένη τεχνολογία (σταθερό \mathbf{r} και \mathbf{c}), η καθυστέρηση ενός μεγάλου καλωδίου με αδύναμο οδηγό και μεγάλο φορτίο θα γίνει πιο ευαίσθητη στο ίδιο ποσοστό της αλλαγής το μήκους του καλωδίου. [4]

Με την ευαισθησία του μήκους καλωδίου και την ευαισθησία καθυστέρησης, μπορεί κανείς να υπολογίσει την ευαισθησία slack του δικτύου ως εξής:

$$\mathbf{S}_W^{Slk}(\mathbf{i}) = \frac{\Delta Slk(\mathbf{i})}{\Delta W(\mathbf{i})} = -\frac{\Delta T(\mathbf{i})}{\Delta L(\mathbf{i})} \cdot \frac{\Delta L(\mathbf{i})}{\Delta W(\mathbf{i})} = -\mathbf{S}_L^T(\mathbf{i})\mathbf{S}_W^L(\mathbf{i}) \quad (3.13)$$

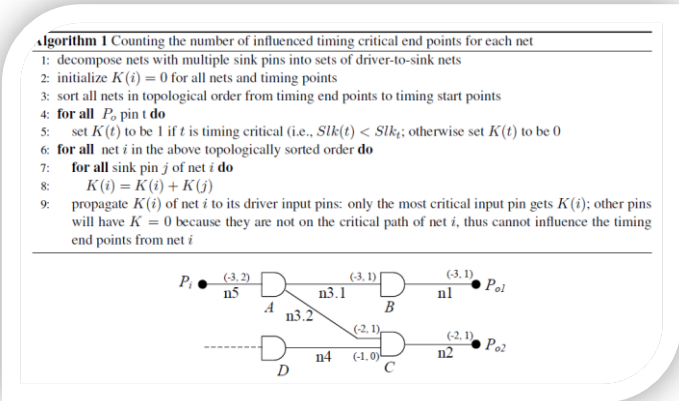
Η ευαισθησία του συνολικού αρνητικού slack (**total negative slack (TNS)**) στο βάρος δικτύου ορίζεται ως εξής:

$$\mathbf{S}_W^{TNS}(\mathbf{i}) = \frac{\Delta TNS}{\Delta W(\mathbf{i})} \quad (3.14)$$

Πρέπει να σημειωθεί ότι η TNS βελτίωση προέρχεται από την βελτίωση της καθυστέρησης αυτού του δικτύου, η εξίσωση (3.14) μπορεί να γραφεί αναλυτικότερα και ως:

$$S_W^{TNS}(i) = \frac{\Delta TNS}{\Delta T(i)} \cdot \frac{\Delta T(i)}{\Delta W(i)} = -K(i)S_W^{Slk}(i) \quad (3.15)$$

όπου $K(i) = \frac{\Delta TNS}{\Delta T(i)}$, το οποίο δείχνει πόση TNS βελτίωση μπορεί να επιτευχθεί με τη μείωση της καθυστέρησης δικτύου $T(i)$. Έχει αποδειχθεί ότι το $K(i)$ είναι ίσο με το αρνητικό του αριθμού των κρίσιμων σημείων τερματισμού του χρονισμού των οποίων τα **slack** επηρεάζονται από το δίκτυο i με μια ονομαστική $\Delta T(i)$ και μπορεί να υπολογιστεί αποτελεσματικά όπως φαίνεται στον αλγόριθμο που ακολουθεί.



Εικόνα 3.4: Αριθμηση του πλήθους των επηρεαζόμενων σημείων τερματισμού.

Ως παράδειγμα, η εικόνα 3.4 δείχνει δύο μονοπάτια από ένα σημείο έναρξης χρονισμού P_i προς τα σημεία τερματισμού του χρονισμού P_{o1} και P_{o2} . Τα δίκτυα **n3.1** και **n3.2** είναι δίκτυα κατεύθυνσης «οδηγός προς καταβόθρα» και έχουν προκύψει από την ανάλυση σε αυτά του αρχικού δικτύου **n3**. Τα ζεύγη του σχήματος όπως το **(-3, 1)** έχουν το ακόλουθο νόημα: ο πρώτος αριθμός είναι το **slack** και ο δεύτερος αριθμός είναι η τιμή του **K**. Από τη στιγμή που τα **slack** στα P_{o1} και P_{o2} είναι **-3ns** και **-2ns** αντίστοιχα (χειρότερα από τον στόχο του μηδενικού **slack**), οι τιμές του **K** για τα P_{o1} και P_{o2} είναι και οι δύο **1**. Μπορούμε να δούμε πως οι τιμές του **K** διαδίδονται από την **PO** στην **PI**. Πρέπει να σημειωθεί για την πύλη **C** ότι, το ανώτερο **pin** εισόδου έχει **slack -2ns** ενώ το κατώτερο **pin** εισόδου έχει **slack -1ns**, έτσι το ανώτερο **pin** είναι και το πιο κρίσιμο όσον αφορά τον χρονισμό για την πύλη **C** και θα επηρεάσει το **slack** του P_{o2} . Το χαμηλότερο **pin** της **C** επηρεάζει το P_{o2} . [4]

Το βασισμένο στην ευαισθησία σχήμα ζύγισης, ξεκινάει από ένα σύνολο αρχικών βαρών δικτύου (π.χ. ενιαία ζύγιση δικτύου στην αρχή), και υπολογίζει ένα νέο σύνολο βαρών δικτύου το οποίο θα μεγιστοποιήσει το **slack** και το **TNS** κέρδος. Η ανάλυση ευαισθησίας δουλεύει καλύτερα όταν τα βάρη του δικτύου ενημερώνονται με μικρά βήματα από τις αρχικές τους τιμές, και επίσης προσθέτει μια σταθερά της συνολικής αλλαγής για να περιορίσει τα βάρη του δικτύου. Το βάρος του δικτύου μπορεί να υπολογιστεί ως εξής:

$$W(i) = \begin{cases} W_{org}(i) & Slk(i) > 0 \\ W_{org}(i) + \alpha[Slk_t - Slk(i)]S_W^{Slk}(i) + \beta S_W^{TNS}(i) & Slk(i) \leq 0 \end{cases} \quad (3.16)$$

όπου $W_{org}(i)$ είναι το αρχικό βάρος του δικτύου, τα α και β θέτουν το όριο των αλλαγών των βαρών του δικτύου, και ελέγχουν την ισορροπία μεταξύ των WNS και TNS. [4]

3.3.2 Δυναμική ζύγιση δικτύου

Η στατική ζύγιση δικτύου υπολογίζει τα βάρη του δικτύου μια φορά και δεν τα ανανεώνει κατά τη διάρκεια της TDP. Ωστόσο, τα μήκη των καλωδίων αλλάζουν κατά τη διάρκεια αλλά και μετά την τοποθέτηση, και η αρχική ανάλυση χρονισμού μπορεί να μην είναι έγκυρη. Για να ξεπεραστεί αυτό το πρόβλημα, έχουν προταθεί δυναμικές μέθοδοι ζύγισης δικτύων έτσι ώστε να προσαρμόζονται τα βάρη κατά τη διάρκεια της τοποθέτησης με βάση τη διαθέσιμη πληροφορία χρονισμού κατά το συγκεκριμένο στάδιο της τοποθέτησης.[4]

Ένα απλό σχήμα δυναμικής ζύγισης δικτύου είναι να πραγματοποιηθούν πολλαπλές επαναλήψεις τοποθέτησης και ζύγισης δικτύου. Αυτό το σχήμα μπορεί να εφαρμοστεί σε οποιονδήποτε αλγόριθμο τοποθέτησης ή ζύγισης δικτύου. Παρόλα αυτά, αυτό το απλό σχήμα, είναι συχνά δύσκολο να συγκλίνει χωρίς προσεκτική ανάθεση

βαρών στο δίκτυο. Αυτό είναι το ονομαζόμενο πρόβλημα ταλάντωσης. Τα βάρη αναθέτονται εφαρμόζοντας ανάλυση χρονισμού για μια δοθείσα λύση τοποθέτησης στην **n-οστή** επανάληψη. Τα κρίσιμα δίκτυα λαμβάνουν και μεγαλύτερα βάρη. Στην επόμενη επανάληψη, τα μήκη αυτών των κρίσιμων δικτύων μειώνονται, καθώς τα μήκη κάποιων μη κρίσιμων δικτύων μπορεί να αυξάνονται, με αποτέλεσμα ένα νέο σύνολο από κρίσιμα και μη κρίσιμα δίκτυα. Αν ένα δίκτυο εναλλάσσεται ανάμεσα σε κρίσιμο ή μη κρίσιμο δίκτυο, τότε αντιμετωπίζουμε πρόβλημα ταλάντωσης. Για να μετριάσει κανείς αυτό το πρόβλημα, θα πρέπει είτε περιοδικά να επαναυπολογίζει το χρονισμό κατά τη διάρκεια της διαδικασίας τοποθέτησης, είτε να χρησιμοποιεί πληροφορία από το ιστορικό της ζύγισης δικτύου για να επιτύχει σταθερότητα. [4]

3.3.2.a Αυξητική (Incremental) ανάλυση χρονισμού

Όπως προαναφέρθηκε, για να ανανεώνει κανείς τα βάρη περιοδικά κατά την τοποθέτηση, θα πρέπει να επαναυπολογίζει το χρονισμό κατά τη διάρκεια της διαδικασίας τοποθέτησης. Θα μπορούσε κάποιος να ενημερώνει το χρονισμό, υπολογίζοντας το αυξανόμενο **slack** που προκαλείται από τις προσαυξήσεις του μήκους των καλωδίων, χρησιμοποιώντας την ευαισθησία της καθυστέρησης στο μήκος των καλωδίων.

$$\mathbf{s}^k(\mathbf{n}) = \mathbf{s}^{k-1}(\mathbf{n}) - \Delta \mathbf{d}^k(\mathbf{n}) = \mathbf{s}^{k-1}(\mathbf{n}) - \mathbf{S}_L^T \Delta \mathbf{l}(\mathbf{n}) \quad (3.17)$$

Όπου $s^k(\mathbf{n})$ είναι το εκτιμώμενο **slack** για το δίκτυο \mathbf{n} στο βήμα \mathbf{k} , $s^{k-1}(\mathbf{n})$ είναι το **slack** κατά το βήμα $\mathbf{k-1}$, $\Delta d^k(\mathbf{n})$ είναι η αλλαγή της καθυστέρησης στο δίκτυο \mathbf{n} , S_L^T είναι η ευαισθησία της καθυστέρησης στο μήκος των καλωδίων και $\Delta l(\mathbf{n})$ είναι η προσαύξηση στο μήκος των καλωδίων.[4]

Η χρήση της ανάλυσης ευαισθησίας μπορεί να παρέχει μια γρήγορη εκτίμηση για **incremental** ανάλυση χρονισμού. Θα μπορούσε κανείς να πραγματοποιήσει μια ακριβέστερη **incremental** ανάλυση χρονισμού. Για παράδειγμα, χρησιμοποιώντας μια τοπολογία αστέρα του δικτύου για τοποθέτηση και αλλαγές στο **netlist**. Το βασικό πλεονέκτημα ενός τέτοιου μοντέλου είναι ότι μπορεί να υπολογιστεί ξεχωριστή καθυστέρηση ανάμεσα στο **pin** της πηγής και κάθε **pin** καταβόθρας ενός δικτύου τοπολογίας αστέρα με μεγαλύτερη ακρίβεια. Υποθέτοντας ότι οι συντεταγμένες της πύλης είναι γνωστές, ο κόμβος του δικτύου τοπολογίας αστέρα υπολογίζεται ως το κέντρο βαρύτητας όλων των **pins** του δικτύου, και τα μήκη όλων των τόνων στους άξονες x και y μπορούν να βρεθούν. Αυτά τα μήκη χρησιμοποιούνται για τον υπολογισμό των ισοδύναμων συγκεντρωμένων στοιχείων όπως χρησιμοποιούνται στο συμπληρωματικό ηλεκτρικό μοντέλο. Πρέπει να σημειωθεί ότι κάποιος δεν εκτελεί μια πλήρη στατική ανάλυση χρονισμού κατά τη διάρκεια της τοποθέτησης, η οποία θα κάνει λανθασμένη ανίχνευση μονοπατιού. [4]

3.3.2.b Incremental ζύγιση δικτύου

Για να επιτευχθεί μια σταθερή τοποθέτηση με ενημερωμένα βάρη, μπορεί να γίνει χρήση του ιστορικού των βαρών, η μέθοδος αυτή ονομάζεται **incremental** ζύγιση δικτύου. Η μέθοδος αυτή είναι διαφορετική από την στατική ζύγιση δικτύου και στηρίζεται σε επαναλήψεις για να λάβει τα κατάλληλα βάρη, οδηγώντας τη μηχανή τοποθέτησης κατά αυτόν τον τρόπο.[4]

Υπάρχουν δύο αλγόριθμοι αυτού του είδους στη δημοσιευμένη βιβλιογραφία. Ο ένας κάνει χρήση των δεδομένων του ιστορικού του προηγούμενου βήματος, ενώ ο άλλος χρησιμοποιεί τα δυο προηγούμενα βήματα.

Στο [7], σε κάθε βήμα, αρχικά υπολογίζεται η κρισιμότητα για ένα δίκτυο i ως εξής:

$$c_i^k = \begin{cases} \frac{(c_j^{k-1}+1)}{2} & \text{αν το δίκτυο } i \text{ είναι μεταξύ του } 3\% \text{ των πιο κρίσιμων δικτύων} \\ \frac{c_j^{k-1}}{2} & \text{διαφορετικά} \end{cases}$$

(3.18)

Η κρισιμότητα περιγράφει γενικότερα το πόσο κρίσιμο τείνει να γίνει ένα δίκτυο. Για παράδειγμα, αν ένα δίκτυο δεν ήταν ποτέ κρίσιμο η κρισιμότητα του είναι μηδενική σε αντίθεση με ένα δίκτυο το

οποίο ήταν ανέκαθεν κρίσιμο και η κρισιμότητα του είναι ένα. Αυτό το σχήμα μειώνει αποτελεσματικά τις ταλαντώσεις των δικτύων. [4]

Αφού υπολογιστεί η κρισιμότητα, το βάρος του δικτύου μπορεί να υπολογιστεί ως εξής:

$$w_i^k = w_i^{k-1} \times (1 + c_i^k) \quad (3.19)$$

Ως εκ τούτου, το δίκτυο με κρισιμότητα ένα θα διπλασιάζει το βάρος του σε κάθε επανάληψη, ενώ τα βάρη των μη κρίσιμων δικτύων θα παραμείνουν τα ίδια.[4]

Το άλλο σχήμα ζύγισης δικτύου χρησιμοποιεί την πληροφορία κρισιμότητας των δύο προηγούμενων βημάτων[8]. Σε αυτή την προσέγγιση, η τιμή της κρισιμότητας είναι απλοποιημένη σε μηδέν ή ένα. Τα δίκτυα σε κρίσιμες διαδρομές λαμβάνουν τιμή ένα, ενώ τα δίκτυα σε μη κρίσιμες διαδρομές λαμβάνουν τιμή μηδέν. Το βάρος του δικτύου υπολογίζεται ως εξής:

$$w_i^k = \begin{cases} w^{k-1} + W\alpha n c_i^k = 1 \\ \mathbf{1} \alpha n c_i^k = \mathbf{0} \wedge c_i^{k-1} = \mathbf{0} \wedge c_i^{k-2} = \mathbf{0} \\ \left\lceil \frac{w_i^{k-1}}{2} \right\rceil \alpha n c_i^k = \mathbf{0} \wedge c_i^{k-1} = \mathbf{0} \wedge c_i^{k-2} = \mathbf{1} \\ w^{k-1} \alpha n c_i^k = \mathbf{0} \wedge c_i^{k-1} = \mathbf{1} \end{cases} \quad (3.20)$$

Σε αυτή την περίπτωση, το ελάχιστο βάρος δικτύου είναι ένα. Αν η τρέχουσα κρισιμότητα είναι ένα, το βάρος του δικτύου θα αυξηθεί κατά $W(>1)$, το οποίο καθορίζει το πόσο γρήγορα θα αυξηθεί το βάρος λόγω της κρισιμότητας. Η χρήση του πλήθους των **pins** ενός δικτύου για τον καθορισμό του **W** είναι μια λογική επιλογή, λόγω του ότι οι καθυστερήσεις δικτύων χωρίς **fanouts** είναι συνήθως μεγαλύτερες και είναι πιο πιθανό να είναι κρίσιμες. Αν στο τρέχον βήμα η κρισιμότητα του δικτύου είναι μηδέν, το βάρος του δικτύου μπορεί να αλλάξει ανάλογα με τις κρισιμότητες των δύο προηγούμενων βημάτων.[4]

3.3.2.c Εφαρμογή τοποθέτησης

Οι αλγόριθμοι δυναμικής ζύγισης δικτύων μπορούν να εφαρμοστούν στους περισσότερους αλγόριθμους τοποθέτησης, π.χ. τοποθέτηση βάσει διχοτόμησης, **quadratic** τοποθέτηση, και τοποθέτηση βάσει δυνάμεων.[4]

Η εφαρμογή της δυναμικής ζύγισης δικτύων στην **quadratic** και την βασισμένη σε δυνάμεις τοποθέτηση μπορεί να είναι απλή. Δεδομένου ότι και οι δύο αλγόριθμοι τοποθέτησης παρέχουν συντεταγμένες ενδιάμεσων πυλών σε κάθε βήμα, είναι εύκολο να εκτιμηθούν τα φορτία των καλωδίων και ο χρονοισμός βάσει αυτών των συντεταγμένων. Είναι επίσης αποτελεσματική η χρήση μεθόδων **incremental** ζύγισης δικτύων όπως οι (3.19) και (3.20) για οδηγηθούν αυτές οι μηχανές τοποθέτησης καθώς οι διαλύτες πινάκων για αυτά τα

εργαλεία τοποθέτησης ανταποκρίνονται συνήθως καλά στις αλλαγές των βαρών.[4]

Για τοποθέτηση βασισμένη καθαρά σε διχοτόμηση, θα μπορούσε κανείς να χρησιμοποιήσει παρόμοιες μεθόδους δηλαδή, να ενημερώνει τα βάρη ανάμεσα σε κάθε βήμα τοποθέτησης. Ωστόσο, η ανάλυση χρονισμού σε γενικές γραμμές δεν είναι τόσο ακριβής επειδή η βασισμένη σε διχοτόμηση τοποθέτηση δεν αναθέτει ακριβείς συντεταγμένες πυλών μέσα σε μια τοποθέτηση. Έτσι τα βάρη μπορεί να μην ελέγχουν αποτελεσματικά τη διαδικασία διχοτόμησης η οποία αποσκοπεί στην ελαχιστοποίηση του πλήθους των σταθμισμένων διασταυρώσεων, αλλά όχι του μήκους των καλωδίων άμεσα.[4]

Επιπρόσθετα, θα μπορούσε κανείς να επιβάλει κάποιους περιορισμούς τομής στον αλγόριθμο διχοτόμησης, π.χ. το μέγιστο αριθμό φορών που μπορεί ένα μονοπάτι να κοπεί κατά τα επαναληπτικά βήματα διχοτόμησης. Για την βασισμένη σε διχοτόμηση τοποθέτηση, ο έλεγχος του πλήθους των τομών στα μονοπάτια, συμβάλει στην αποτελεσματικότερη μείωση του μήκους των καλωδίων σε κρίσιμα δίκτυα. Αποτελεί επίσης μια δυναμική προσέγγιση ζύγισης δικτύων η οποία ενημερώνει την κρισιμότητα του χρονισμού κατά τη διάρκεια της διαδικασίας διχοτόμησης και επίσης επαναυπολογίζει τα βάρη. Σε αντίθεση με προηγούμενες μεθόδους ανάλυσης χρονισμού, οι οποίες επαναυπολογίζουν τον χρονισμό με βάση τις συντεταγμένες των πυλών, εκτιμά το κρίσιμο μονοπάτι από το πλήθος των τομών που έχουν γίνει σε ένα μονοπάτι κατά τη διάρκεια της τοποθέτησης.

Ξεκινώντας από ένα αρχικό σύνολο των πιο κρίσιμων δικτύων, προσθέτει σ' αυτό το σύνολο έναν αριθμό κρίσιμων δικτύων τα οποία έχουν διχοτομηθεί. Όλα τα κρίσιμα δίκτυα περιορίζονται ώστε να διχοτομηθούν μόνο έναν μέγιστο αριθμό φορών, θέτοντας ένα μέγιστο βάρος το οποίο είναι ίσο με το άθροισμα των βαρών των μη κρίσιμων δικτύων σε ένα τμήμα και το οποίο εγγυάται ότι τα κρίσιμα δίκτυα δεν θα κοπούν.[4]

3.4 Προσέγγιση βασισμένη σε περιορισμούς δικτύου

3.4.1 Παραγωγή περιορισμών δικτύου

Δεδομένου ότι η καθυστέρηση διασύνδεσης καθορίζεται ως επί των πλείστων από το μήκος του δικτύου της, μια φυσική επιλογή για τον έλεγχο της καθυστέρησης είναι μέσω περιορισμού του μήκους του δικτύου (**net length constraint (NLC)**), ο οποίος θα περιορίζει το μέγιστο μήκος ενός δικτύου. Η βασισμένη σε περιορισμούς του δικτύου προσέγγιση έχει αρκετές ελκυστικές ιδιότητες σε σχέση με την κοινή προσέγγιση ζύγισης του δικτύου. Δεδομένου ότι αρκετά δίκτυα μπορεί να παρουσιάσουν αλλαγές βάρους, μπορεί να δημιουργηθούν συγκρούσεις μεταξύ τους. Μερικές φορές δεν είναι καν βέβαιο ότι το μήκος ενός δικτύου θα μειωθεί αν του δοθεί ένα μεγαλύτερο βάρος. Η προσέγγιση βάσει περιορισμών του δικτύου έχει ακριβέστερο έλεγχο. Το πρόβλημα είναι πως θα παραχθεί ένα καλό σύνολο περιορισμών

δικτύου οι οποίοι όμως να μην είναι υπερβολικοί ώστε να μειώσουν το χώρο λύσεων. Μια κοινή συνδυασμένη ροή μπορεί να συνδυάζει τη ζύγιση του δικτύου και τους περιορισμούς του δικτύου, π.χ. να έχουμε τη ζύγιση του δικτύου για να οδηγεί τη συνολική **TDP** και παραγωγή περιορισμών του δικτύου για σταδιακή/επαναληπτική βελτίωση. [4]

Τα δύο βασικά βήματα της τοποθέτησης βάσει περιορισμών του δικτύου είναι: Η δημιουργία ενός αποτελεσματικού συνόλου **NLC**, και η δημιουργία εργαλείων τοποθέτησης που πληρούν, ή σχεδόν πληρούν αυτούς τους περιορισμούς. Στις επόμενες δύο ενότητες θα διερευνηθούν οι δύο παραπάνω στόχοι.[4]

3.4.1.a Παραγωγή αποτελεσματικών NLCs

Έχουν προταθεί πολλές τεχνικές για τη δημιουργία **NLCs** και πολλές είναι παρόμοιες με τις προσεγγίσεις για την παραγωγή των βαρών των δικτύων. Αρκετές από τις αρχικές μεθόδους προσπάθησαν να παράγουν ένα σύνολο **NLCs** «με μιας» (**single shot**), το οποίο όταν πληρείται έχει ως αποτέλεσμα ένα σχέδιο που με τη σειρά του πληροί τις απαιτήσεις χρονοισμού. Πρόσφατα, αρκετές εργασίες έχουν δείξει οι **NLCs** πρέπει να παράγονται έτσι ώστε ο στόχος συχνότητας του σχεδίου πρέπει σταδιακά να βελτιώνεται.[4]

3.4.1.b *Singleshot παραγωγή NLCs*

Ο στόχος της **singleshot** παραγωγής **NLCs** είναι να πραγματοποιηθεί ένας προϋπολογισμός του **slack** δοθέντος ενός περιορισμού του χρονισμού για κάθε δίκτυο, ο οποίος όταν πραγματοποιηθεί θα επιτευχθεί ο στόχος χρονισμού της συχνότητας. Στη συνέχεια αυτοί οι προϋπολογισμοί χρονισμού χρησιμοποιούνται για την παραγωγή ενός φυσικού ορίου για τον **NLC** χρησιμοποιώντας παρασιτικές παραμέτρους της διαδικασίας πυριτίου.[4]

Στο [9], παρουσιάζεται αλγόριθμος μηδενικού **slack** (**zero slack algorithm** (**ZSA**)). Ο αλγόριθμος αυτός υπολογίζει τα όρια καθυστέρησης για κάθε δίκτυο βάσει ενός ενδεικτικού συνόλου καθυστερήσεων σύνδεσης οι οποίες έχουν επιλεγεί έτσι ώστε να πληρούνται όλες οι απαιτήσεις χρονισμού. Ο **ZSA** επιλέγει τα όρια μέγιστης καθυστέρησης έτσι ώστε η καθυστέρηση να αυξάνεται σε κάθε σύνδεση δικτύου που θα προκαλέσει μια παραβίαση του χρονισμού. Οι περιορισμοί του μήκους των καλωδίων μπορούν να παραχθούν με βάση τα άνω όρια καθυστέρησης. Η παραγωγή περιορισμών δικτύου διατυπώνεται ως πρόβλημα γραμμικού προγραμματισμού το οποίο μεγιστοποιεί το εύρος του επιτρεπόμενου μήκους για κάθε δίκτυο, με την επιφύλαξη των περιορισμών του γραμμικού προγραμματισμού ότι πληρούνται οι απαιτήσεις χρονισμού. Διαισθητικά ο **ZSA** θα κατανειμίει επιπλέον **slack** ομοιόμορφα μεταξύ των συνδέσεων σε αυτό το μονοπάτι. Μετά από αυτό, γίνεται ενημέρωση των **slacks** σε άλλα μονοπάτια τα οποία επηρεάστηκαν και η διαδικασία επαναλαμβάνεται

μέχρι κάθε σύνδεση να αποκτήσει μηδενικό **slack**. Στην υπάρχουσα βιβλιογραφία προτείνονται διάφορες βελτιώσεις, όπως π.χ. η βελτίωση που προτείνεται στο [10], όπου ανατίθεται ένα μεγαλύτερο βάρος στα δίκτυα τα οποία είναι πιο ευαίσθητα και η κατανομή του **slack** γίνεται αναλογικά με το βάρος.[4]

3.4.1.c Incremental παραγωγή NLCs

Μερικές ευριστικές μέθοδοι παραγωγής **NLC** έχουν μια αυξητική προσέγγιση για τη δημιουργία **NLCs**. Αυτές οι ευριστικές χρησιμοποιούνται με αυξητικές ή επαναληπτικές τεχνικές τοποθέτησης. Αρχικά, δημιουργείται ένα χαλαρό σύνολο από **NLCs** σε ένα υποσύνολο δικτύων, το οποίο μπορεί να μην οδηγεί σε μια τοποθέτηση η οποία να πληροί τις απαιτήσεις χρονισμού. Περαιτέρω επαναλήψεις βελτιώνουν τους **NLCs**, στενεύοντας τα όρια για κάθε κρίσιμο δίκτυο σε κάθε επανάληψη, έτσι ώστε το **slack** να βελτιώνεται σταδιακά. Οι υποστηρικτές αυτής της προσέγγισης ισχυρίζονται ότι είναι καλύτερη από την **singleshot** παραγωγή συνόλου **NLC**. Κατά τη διάρκεια μιας ροής βιομηχανικού σχεδιασμού, οι περιορισμοί χρονισμού είναι συνήθως ανεκπλήρωτοι, έστω και αν το μήκος κάθε σύνδεσης είναι μηδέν.[4]

Στο [11] προτείνεται μια βαθμιαία συνάρτηση μεταφοράς, η οποία χρησιμοποιεί μια τεχνική παραγωγής περιορισμών δικτύου βασισμένη σε γραμμικό προγραμματισμό. Η τεχνική παράγει σταδιακά

περιορισμούς δικτύου και επαναληπτικά μειώνει το μήκος των κρίσιμων δικτύων. Ο σκοπός αυτής της τεχνικής είναι να εξάγει ένα σύνολο περιορισμών δικτύου το οποίο θα βελτιώσει την καθυστέρηση $d_{initial}$ του κρίσιμου μονοπατιού κατά ένα μικρό ποσοστό, Δt . Επιλέγονται τα k μεγαλύτερα μονοπάτια, p_i με καθυστέρηση $d_i > d_{goal}$, όπου $d_{goal} = d_{initial} - \Delta t$. Για κάθε μονοπάτι, p_i με καθυστέρηση d_i , η καθυστέρηση πρέπει να μειωθεί κατά $d_i - d_{goal}$. Εφόσον ο αλγόριθμος ξεκινάει με μια αρχική τοποθέτηση, τα τρέχοντα οριζόντια και κάθετα μήκη, Bx_i και By_i του πλαισίου οριοθέτησης για κάθε δίκτυο n_i είναι γνωστά. Σε κάθε επανάληψη, υπολογίζονται ο οριζόντιος και ο κάθετος στόχος μείωσης, Δx_i και Δy_i . Η αντικειμενική συνάρτηση για τη συνολική οριζόντια και κάθετη μείωση του μήκους των καλωδίων είναι:

$$\min: \sum_{i \in Nets} (\Delta x_i + \Delta y_i) \quad (3.21)$$

Για κάθε μονοπάτι, δημιουργείται ένας περιορισμός με γραμμικό προγραμματισμό. Για παράδειγμα, αν το μονοπάτι p_1 απαρτίζεται από τα δίκτυα n_1 , n_2 και n_3 , ο περιορισμός θα είναι:

$$(c_{1x} \cdot \Delta x_1 + c_{1y} \cdot \Delta y_1) + (c_{2x} \cdot \Delta x_2 + c_{2y} \cdot \Delta y_2) + (c_{3x} \cdot \Delta x_3 + c_{3y} \cdot \Delta y_3) < d_1 - d_{goal} \quad (3.22)$$

όπου c_{1x} και c_{1y} η εκτίμηση της μεταβολής καθυστέρησης ανά μονάδα στο οριζόντιο και κάθετο μήκος του δικτύου n_1 , κ.λ.

Επιπλέον επιβάλλονται πρόσθετοι περιορισμοί σε κάθε Δx_i και Δy_i στόχο μείωσης

$$\Delta x_i < p \cdot Bx_i$$

$$\Delta y_i < p \cdot By_i$$

όπου p είναι μια παράμετρος ($0 < p < 1$), η οποία επιλέγεται συνήθως να ξεκινάει με μικρή τιμή και να αυξάνεται, αν δεν αυξάνεται τότε έχει βρεθεί η λύση στον γραμμικό προγραμματισμό. Ένα δίκτυο μπορεί να είναι κοινό για περισσότερα από ένα μονοπάτια, έτσι οι περιορισμοί αυτοί μπορεί να περιορίζουν τον στόχο μείωσης ενός τέτοιου δικτύου και να οδηγούν σε μεγαλύτερους στόχους βελτίωσης σε άλλα δίκτυα. [4]

Στο [12] αναπτύσσεται μια προσέγγιση κυρτού προγραμματισμού για την παραγωγή περιορισμών δικτύου. Όμοια με την προηγούμενη προσέγγιση, απαριθμεί ένα σύνολο από κρίσιμα μονοπάτια προς εξέταση και σχηματίζει ένα σύνολο γραμμικών περιορισμών στην καθυστέρηση δικτύου αυτών των μονοπατιών. Όμως, σε αντίθεση με πριν, κάθε μονοπάτι πρέπει να έχει χρόνο άφιξης μικρότερο από τον απαιτούμενο χρόνο. Το αποτέλεσμα είναι ένα σύνολο περιορισμών που, αν πληρούνται, οδηγεί σε μηδενικό **slack** για τα υπό εξέταση μονοπάτια. [4]

3.4.2 Τοποθέτηση βάσει περιορισμών δικτύου

Από τη στιγμή που παράγονται οι περιορισμοί, τα εργαλεία τοποθέτησης πρέπει να πληρούν τους περιορισμούς αποτελεσματικά, καθώς δημιουργούν νόμιμες τοποθετήσεις και βελτιστοποιούν το μήκος των καλωδίων. Οι αλγόριθμοι τοποθέτησης βάσει περιορισμών του δικτύου έχουν προταθεί για πολλούς αλγόριθμους συνολικής και λεπτομερούς τοποθέτησης. Η ενότητα αυτή εξετάζει δύο προσεγγίσεις συνολικής τοποθέτησης : βάσει διχοτόμησης και βάσει δυνάμεων.[4]

3.4.2.a Τοποθέτηση με περιορισμούς δικτύου βάσει διαμερισμού

Για την τοποθέτηση βάσει περιορισμών δικτύου έχουν γίνει διάφορες προσαρμογές δημοφιλών προσεγγίσεων της συνολικής τοποθέτησης. Η ενότητα αυτή εξετάζει μια προσέγγιση βάσει **min cut** μεθόδων και δυο προσεγγίσεις βασισμένες σε αναλυτικό διαμερισμό.[4]

Στο [12] παρουσιάζεται ένα τροποποιημένο εργαλείο συνολικής τοποθέτησης με περιορισμούς δικτύου βάσει **min cut** διαχωρισμού. Το εργαλείο τοποθέτησης τροποποιεί την κοινή **min cut** μέθοδο διαμερισμού χρησιμοποιώντας βάρη για τις τομές στα δίκτυα με σκοπό να αλλάξει το κόστος τομής τους. Τα βάρη υπολογίζονται σε κάθε επανάληψη διαμερισμού με βάση τα εκτιμώμενα μήκη των δικτύων. Για κάθε περιορισμένο δίκτυο υπολογίζονται το μέγιστο και το ελάχιστο εκτιμώμενο μήκος, max_i και min_i αντίστοιχα. Τα max_i και min_i είναι

η μισή περίμετρος του μικρότερου πλαισίου οριοθέτησης που περικλείει όλα τα κελιά στο n_i στις χειρότερες και τις καλύτερες αναθέσεις τους βάσει των επιλογών διαμερισμού τους. Το βάρος δικτύου w_i , ανατίθεται βάσει μιας σύγκρισης αυτών των εκτιμήσεων με το όριο του δικτύου b_i . Αν $b_i < \min_i$, τότε ανατίθεται στο δίκτυο $w_i = \mathbf{maxcrit}$ αφού οποιαδήποτε αύξηση στο μήκος του δικτύου είναι ανεπιθύμητη. Αν $b_i > \max_i$, τότε $w_i = \mathbf{0}$ δεδομένου ότι ανεξάρτητα από τις επιλογές εκχώρησης, το δίκτυο δεν θα υπερβαίνει τα όρια του. Για δίκτυα με $\max_i \geq b_i \geq \min_i$ το βάρος υπολογίζεται ως εξής:

$$\left\lfloor \frac{(\max_i - b_i)}{\max_i - \min_i} \cdot \mathbf{maxcrit} + 0.5 \right\rfloor \quad (3.23)$$

Ο αλγόριθμος **Fiduccia-Mattheyses** [13] χρησιμοποιείται για να κάνει τις αναθέσεις διαμερισμού. Ο αλγόριθμος δεν εγγυάται ότι θα ικανοποιηθούν οι περιορισμοί δικτύου.

Στο [14] παρουσιάζεται ένας από τα πρώτα εργαλεία συνολικής τοποθέτησης βάσει περιορισμών δικτύου. Η γενική ροή του ακολουθεί τον **Proud**[15], ένα εργαλείο τοποθέτησης το οποίο χρησιμοποιεί μαθηματικό προγραμματισμό για τον προσδιορισμό των αναθέσεων διαμερισμού. Οι περιορισμοί δικτύου υπολογίζονται με τον **ZSA** που αναφέρεται στην παράγραφο 4.1.2. Για να ικανοποιηθούν οι **NLCs** χρησιμοποιείται μια επαναληπτική μέθοδος επίλυσης. Σε κάθε επανάληψη, υπολογίζεται για κάθε δίκτυο ένας πολλαπλασιαστής **Lagrange**. Για κάθε **pin** ενός δικτύου, ο πολλαπλασιαστής βασίζεται

στον περιορισμό μήκους, το τρέχον μήκος του δικτύου, το προηγούμενο βάρος του **pin** και το άθροισμα των βαρών των υπόλοιπων **pin** του κελιού. [4]

Ενώ τα περισσότερα εργαλεία τοποθέτησης βάσει διαμερισμού με περιορισμούς δικτύου μοντελοποιούν τους **NLCs** απευθείας στην ανάθεση διαμερισμού, στο [16] παρουσιάζεται μια διαφορετική προσέγγιση. Αυτό το εργαλείο τοποθέτησης υποθέτει ότι έχει πραγματοποιηθεί μια προκαταρκτική ανάθεση διαμερισμού βάσει του μήκους των καλωδίων και χρησιμοποιεί μια διατύπωση γραμμικού προγραμματισμού ώστε να κάνει την ελάχιστη δυνατή αλλαγή ώστε να ικανοποιηθούν οι **NLCs**. Κάθε δίκτυο μοντελοποιείται χρησιμοποιώντας μια διατύπωση πλαισίου οριοθέτησης. Η θέση κάθε κελιού είναι περιορισμένη να βρίσκεται εντός των ορίων της διχοτόμησης του «γονέα» του και μια «μεταβλητή επανεκχώρησης » χρησιμοποιείται για να προσδιορίσει αν το κελί θα μετακινηθεί από το τρέχον διαμέρισμα όπου έχει εκχωρηθεί, ή το άλλο διαμέρισμα «παιδί» από τον γονέα του. Αν αυτή η επανεκχώρηση προκαλεί κάποια παραβίαση του χώρου, τα μη περιορισμένα κελιά, επανεκχωρούνται από το πλεονάζον διαμέρισμα στο άλλο διαμέρισμα «παιδί» του «γονέα» του. Το εργαλείο τοποθέτησης χρησιμοποιεί τη ροή αναλυτικής διχοτόμησης του **Gordian**. [4]

3.4.2.b Τοποθέτηση με περιορισμούς δικτύου βάσει δυνάμεων

Στο [17] παρουσιάζεται ένα εργαλείο τοποθέτησης βάσει δυνάμεων. Όπως και τα άλλα εργαλεία τοποθέτησης με περιορισμούς δικτύου, έτσι και αυτό βασίζεται σε ένα ισχυρό εργαλείο τοποθέτησης βάσει του μήκους των καλωδίων, το **Kraftwerk**. Το **Kraftwerk** χρησιμοποιεί ένα μοντέλο **quadratic** προγραμματισμού για να παράγει τις τοποθεσίες των κελιών. Οι περιορισμοί του δικτύου ικανοποιούνται υπολογίζοντας ένα υψηλότερο βάρος δικτύου για τα δίκτυα που δεν ικανοποιούν τους **NLCs**. Τα αυξημένα βάρη εντοπίζονται στα **pins** τα οποία καθορίζουν το τρέχον όριο του δικτύου. Τα εξωτερικά **pins**, τόσο στην **X** όσο και στην **Y** διάσταση λαμβάνουν υψηλότερα βάρη για να μειώσουν το μήκος του όσο δεν ικανοποιούνται οι **NLCs**. [4]

3.4.2.c Αναλυτική τοποθέτηση βάσει περιορισμών δικτύου

Υπάρχουν αρκετοί αλγόριθμοι λεπτομερούς τοποθέτησης βάσει περιορισμών δικτύου. Στο [18] ο αλγόριθμος από το [19] **Mongrel** προσαρμόζεται για να συμπεριλάβει τα κόστη των δικτύων που παραβιάζουν τους περιορισμούς τους. Στο [20] παρουσιάζονται εκδόσεις του **Simulated Annealing** και του **Domino** βάσει περιορισμών δικτύου. Η αλλαγή σε **Simulated Annealing** είναι πολύ απλή, εκτός από την **SA** συνάρτηση κόστους η οποία αντικατοπτρίζει το κόστος των δικτύων που δεν πληρούν τους **NLCs**. Η συνάρτηση κόστους του

Domino αλλάζει και προτείνονται αρκετές νέες τεχνικές για να επανασυνδυαστούν τα σπασμένα υποκελιά.[4]

Στο [11] παρουσιάζεται μια προσέγγιση τοπικής μετακίνησης η οποία χρησιμοποιεί γραμμικό προγραμματισμό για να μειωθούν τα δίκτυα με περιορισμούς ενώ ελαχιστοποιείται η κίνηση των μη περιορισμένων δικτύων. Η αντικειμενική συνάρτηση ελαχιστοποιεί την κίνηση του κέντρου του πλαισίου οριοθέτησης ενός δικτύου. Η προσέγγιση αυτή, θα δημιουργήσει επικαλύψεις οι οποίες πρέπει να επιλυθούν μέσω μιας διαδικασίας «νομιμοποίησης» η οποία δεν είναι ενήμερη για τους περιορισμούς δικτύου.[4]

3.5 Προσέγγιση path based ή γράφου χρονισμού

Ιστορικά, η **path based TDP** αναφέρεται στους αλγορίθμους που μοντελοποιούν τους περιορισμούς χρονισμού κατά την τοποθέτηση. Αυτό εξασφαλίζει ότι όλα τα υπό εξέταση μονοπάτια θα ικανοποιούν τις απαιτήσεις χρονισμού μετά την τοποθέτηση. Το πλεονέκτημα αυτής της προσέγγισης είναι ότι είναι κατηγορηματικά **timing driven**, αντίθετα με προσεγγίσεις **path based** οι οποίες είναι έμμεσα **timing driven** με το να μετατρέπουν τους περιορισμούς χρονισμού σε βάρη του δικτύου ή περιορισμούς του μήκους των καλωδίων. Το μειονέκτημα αυτής της προσέγγισης είναι η πολυπλοκότητα της άμεσης μοντελοποίησης του χρονισμού στην τοποθέτηση, καθώς το πλήθος των μονοπατιών μπορεί να είναι απαγορευτικό. Για να ελαχιστοποιήσει κανείς το πρόβλημα, θα

μπορούσε να επιλέξει τα σχεδόν κρίσιμα μονοπάτια αλλά ακόμα και αυτό θα μπορούσε να είναι τεράστιο. Το πιθανό πρόβλημα της επιλογής μόνο ενός συνόλου κρίσιμων μονοπατιών είναι ότι μερικά μη κρίσιμα μονοπάτια μπορεί να γίνουν κρίσιμα.[4]

Μια πιο ισχυρή τεχνική είναι η ενσωμάτωση γράφου χρονοισμού μέσα στη σύνθεση της **TDP**. Η τεχνική αυτή λαμβάνει έμμεσα υπόψη όλα τα τοπολογικά μονοπάτια και τα διατυπώνει σε ένα μαθηματικό προγραμματιστικό πλαίσιο εισάγοντας ενδιάμεσες βοηθητικές μεταβλητές (όπως οι χρόνοι άφιξης). Εξαλείφει την ανάγκη να απαριθμηθεί/ βελτιστοποιηθεί ένα περιορισμένο σύνολο μονοπατιών. Η βασισμένη σε γραμμικό προγραμματισμό διατύπωση γνωστή ως μοντέλο της μισής περιμέτρου του μήκους των καλωδίων, μπορεί να διατυπωθεί ακριβώς σε ένα πλαίσιο γραμμικού προγραμματισμού. Για να διατυπωθεί με σαφήνεια η μοντελοποίηση καθυστέρησης και διάδοσης χρονοισμού με σεβασμό στις θέσεις των κελιών (x, y), χρησιμοποιούνται συχνά απλά γραμμικά μοντέλα. [4]

3.5.1 Διατύπωση βάσει γραμμικού προγραμματισμού

Η διατύπωση βάσει γραμμικού προγραμματισμού αποτελείται από δύο σύνολα μεταβλητών και περιορισμών, φυσικούς και ηλεκτρικούς. Οι φυσικές μεταβλητές και φυσικοί περιορισμοί, ασχολούνται με μεταβλητές και εξισώσεις που αναπαριστούν θέσεις κελιών και μήκη δικτύων. Οι ηλεκτρικές μεταβλητές και ηλεκτρικοί

περιορισμοί, έχουν να κάνουν με μοντέλα καθυστέρησης πολών και δικτύων, με τη μέθοδο διάδοσης του χρόνου άφιξης μέσω του κρίσιμου μονοπατιού, και με περιορισμούς όπου πληρούνται όλοι οι απαιτούμενοι χρόνοι άφιξης και τα σημεία τερματισμού του χρονοισμού. Η αντικειμενική συνάρτηση μπορεί να μεγιστοποιεί είτε το χειρότερο είτε το **TNS**, ή το ζυγισμένο μήκος των καλωδίων κλπ.[4]

3.5.1.a Φυσικοί περιορισμοί

Για το κελί i , οι συντεταγμένες του κέντρου του x_i, y_i είναι οι μεταβλητές του προγράμματος του γραμμικού προγραμματισμού. Αν θεωρήσουμε ότι για ένα δίκτυο e_j , οι μεταβλητές l_j, r_j, t_j και b_j αναπαριστούν τις αριστερή, δεξιά, πάνω και κάτω θέσεις του πλαισίου οριοθέτησης του και το N_j υποδηλώνει το σύνολο των κελιών του δικτύου e_j , τότε έχουμε

$$\begin{aligned} l_j &\leq x_i + pin_x(i, j) \\ r_j &\geq x_i + pin_x(i, j) \\ t_j &\leq y_i + pin_y(i, j) \\ b_j &\geq y_i + pin_y(i, j), \forall i \in N_j \end{aligned} \quad (3.24)$$

Το **HPWL** του δικτύου e_j αναπαρίσταται από το L_j

$$L_j = r_j - l_j + t_j - b_j \quad (3.25) [4]$$

3.5.1.b Περιορισμοί ηλεκτρικοί/χρονισμού

Θεωρούμε ως καθυστέρηση πύλης $GDelay_i(k, o)$ την καθυστέρηση **pin** από ένα **pin** εισόδου k σε ένα **pin** εξόδου o του κελιού i . Μπορεί να μοντελοποιηθεί σαν γραμμική συνάρτηση του φορτίου χωρητικότητας στο **pin** εξόδου και της κλίσης (χρόνος μετάβασης) στο **pin** εισόδου με ένα αρκετά υψηλό βαθμό ακρίβειας. Ομοίως, η κλίση στο **pin** εξόδου του κελιού i μπορεί να περιγραφεί με μια γραμμική συνάρτηση.

$$GDelay_i(k, o) = a_0 + a_1 \cdot CLoad_i(o) + a_2 \cdot Slope_i(k)$$
$$Slope_i(o) = b_0 + b_1 \cdot CLoad_i(o) + b_2 \cdot Slope_i(k)$$

Όπου $Slope_i(k)$ είναι η κλίση στο **pin** εισόδου k του κελιού i , $Slope_i(o)$ είναι η κλίση στο **pin** εξόδου o του κελιού i , και $CLoad_i(o)$ είναι το φορτίο χωρητικότητας που θεωρείται από το **pin** εξόδου o . Οι σταθερές a_0, a_1, a_2, b_0, b_1 και b_2 προσδιορίζονται από χαρακτηριστικά βιβλιοθήκης **standard cell**. Αυτές οι εξισώσεις κλίσης και εξόδου μπορούν να οριστούν για κάθε εφικτή μετάδοση σήματος για το κελί.[4]

Η καθυστέρηση για το δίκτυο e_j , $NDelay_j(i_1, o, i_2, k)$ από το **pin** εξόδου o του κελιού i_1 στο **pin** εισόδου του κελιού i_2 μοντελοποιείται στον γραμμικό προγραμματισμό με χρήση απλοϊκού μοντέλου **Elmore** με την ακόλουθη εξίσωση:

$$NDlay_j(i_1, o, i_2, k) = K_D \cdot r \cdot L_j \cdot \left(\frac{c \cdot L_j}{2} + CLoad_{i_2}(k)\right) \quad (3.26)$$

όπου r είναι η ανά μονάδα αντίσταση της διασύνδεσης, είναι η ανά μονάδα σταθερά χωρητικότητας, και KD είναι μια σταθερά **0.69**. Αν η αντίσταση και η χωρητικότητα στην οριζόντια και την κάθετη διεύθυνση δεν είναι ίσες, μπορεί να χρησιμοποιηθεί ένα εναλλακτικό μοντέλο το οποίο αντικαθιστά το L_j με επιμέρους μεταβλητές για τα οριζόντια και κάθετα μήκη.[4]

Ο χρόνος άφιξης σε κάθε **pin** μοντελοποιείται μέσω διάδοσης χρονισμού και μεθόδου κρίσιμου μονοπατιού. Χρησιμοποιούνται δύο είδη εξισώσεων, το ένα για τα **pin** εισόδου και το άλλο για τα **pin** εξόδου. Ο χρόνος άφιξης για το **pin** εισόδου k του κελιού i_2 είναι:

$$Arr_{i_2}(k) = Arr_{i_1}(o) + NDelay_j(i_1, o, i_2, k) \quad (3.27)$$

Ο χρόνος άφιξης στο **pin** εξόδου o του κελιού i αναπαρίσταται από τη μεταβλητή γραμμικού προγραμματισμού $Arr_i(i, o)$ και ένα σύνολο περιορισμών, ένας για κάθε **pin** εισόδου του κελιού i . Αν θεωρήσουμε δύο **pin** εισόδου k_1 και k_2 για το κελί i , οι εξισώσεις θα είναι:

$$Arr_i(k_1) + GDelay_i(k_1, o) \leq Arr_i(o) \quad (3.28)$$

$$Arr_i(k_2) + GDelay_i(k_2, o) \leq Arr_i(o) \quad (3.29)$$

Οι περισσότερες εφαρμογές υποθέτουν ότι ο χρόνος άφιξης στην έξοδο ενός διαδοχικού κελιού είναι μηδέν.[4]

Κάθε κελί βιβλιοθήκης έχει μια μέγιστη ισχύ προώθησης, η οποία περιορίζει τη συνολική χωρητικότητα την οποία μπορεί να οδηγήσει το κελί. Αυτό το όριο προώθησης ενσωματώνεται στο γραμμικό προγραμματισμό μέσω ορίων μήκους στο οδηγούμενο δίκτυο. Το όριο αυτό είναι μια προϋπολογισμένη σταθερά της διατύπωσης του γραμμικού προγραμματισμού.

$$L_j < CMac(e_j) \quad (3.30)[4]$$

3.5.1.c Αντικειμενικές συναρτήσεις

Ο απαιτούμενος χρόνος στο **pin** εισόδου **k** του διαδοχικού κελιού **u_i**, **Req_i(k)**, είναι μια σταθερά εισόδου. Το αρνητικό **slack** σε αυτά τα σημεία τερματισμού του χρονισμού αναπαρίστανται από τη μεταβλητή **Slk_i(k)** και τις εξισώσεις

$$Slk_i(k) \leq Req_i(k) - Arr_i(k) \quad (3.31)$$

$$Slk_i(k) \leq 0 \quad (3.32)$$

Ο δεύτερος περιορισμός είναι απαραίτητος έτσι ώστε τα μονοπάτια να μη βελτιστοποιούνται πέρα από όσο χρειάζεται για να ικανοποιηθούν οι απαιτήσεις χρονισμού. Αυτός ο περιορισμός μπορεί

να προσαρμοστεί έτσι ώστε να δημιουργηθεί ένα μικρό θετικό περιθώριο για κάθε μονοπάτι.[4]

Η **path based TDP** μπορεί να βελτιστοποιήσει το **TNS**, για παράδειγμα

$$\mathbf{max}: \sum_{i \in \text{sequential}} \mathbf{Slk}_i(\mathbf{k}) \quad (3.33)$$

Για τη βελτιστοποίηση του **WNS**, εισάγεται η μεταβλητή **WNS**, π.χ.

$$\mathbf{WNS} < \mathbf{Slk}_i(\mathbf{k}) \quad (3.34)$$

Και η αντικειμενική συνάρτηση είναι απλά:

$$\mathbf{max}: \mathbf{WNS} \quad (3.35)$$

Η αντικειμενική συνάρτηση βάσει χρονισμού μπορεί επίσης να είναι ένας συνδυασμός του μήκους των καλωδίων και του **slack**, π.χ.

$$\mathbf{min}: \sum L_j - \mathbf{a} \cdot \mathbf{WNS} \quad (3.36)$$

Όπου **a** είναι το βάρος αντιστάθμισης του μήκους των καλωδίων και του **WNS**.

Για να συνοψίσουμε, η ολοκληρωμένη διατύπωση του γραμμικού προγραμματισμού για το **TDP** μπορεί να γραφεί στη γενική μορφή που ακολουθεί

$$\begin{aligned} & \text{Minimize } f(\mathbf{X}) \\ \text{με } & \mathbf{AX} \leq \mathbf{D} \end{aligned} \quad (3.37)$$

όπου \mathbf{X} σύνολο μεταβλητών που περιλαμβάνουν συντεταγμένες πλών και βοηθητικές μεταβλητές, $f(\mathbf{X})$ είναι η αντικειμενική συνάρτηση που μπορεί να είναι μια από τις (3.33), (3.35) ή (3.36). Η $\mathbf{AX} \leq \mathbf{D}$ περιλαμβάνει όλους τους φυσικούς και ηλεκτρικούς περιορισμούς όπως περιορισμούς πλαισίου οριοθέτησης του δικτύου, περιορισμούς καθυστέρησης, περιορισμούς **slack**, και άλλους πιθανούς επιπρόσθετους περιορισμούς.[4]

3.5.2 Διαμερισμός βάσει απομάκρυνσης επικαλύψεων

Η σύνθεση βάσει γραμμικού προγραμματισμού μπορεί να δημιουργήσει πολλές επικαλύψεις. Για τη μείωση των επικαλύψεων μπορεί να χρησιμοποιηθεί μια βασισμένη σε διαμερισμό προσέγγιση, όπως προτείνεται και στο αρχικό εργαλείο τοποθέτησης βάσει γράφου χρονισμού **Allegro**[21]. Σε κάθε βήμα διαμερισμού, διατυπώνει ένα πρόβλημα γραμμικού προγραμματισμού για να προσδιορίσει τις θέσεις των κελιών. Κάθε διαμέρισμα χωρίζεται σε δύο υποδιαμερίσματα και τα κελιά του ταξινομούνται στις θέσεις του γραμμικού προγραμματισμού για να καθορίσουν τη νέα ανάθεση διαμερισμού. Το μοντέλο γραμμικού

προγραμματισμού είναι όμοιο με την παράγραφο 5.1. η αντικειμενική συνάρτηση είναι όμοια με την (3.36). Ο παράγοντας α χρησιμοποιείται για να αντισταθμίσει τη βελτιστοποίηση με το μήκος καλωδίων. Η σταθερά του κέντρου βάρους όπως δείχνεται στην (3.38), προσπαθεί να τοποθετήσει το κέντρο βάρους όλων των πυλών στο ίδιο διαμέρισμα, ενώ περιορισμοί οριοθέτησης αποτρέπουν την τοποθέτηση πυλών έξω από τα όρια του διαμερισματος.

$$\bar{x} = \frac{\sum m_i x_i}{m_i} \quad (3.38)$$

Όπου \bar{x} το κέντρο του διαμερισματος στη διεύθυνση x , x_i η θέση της πύλης i , και m_i η ισοδύναμη μάζα της πύλης i , κατά προσέγγιση προς το πλάτος της πύλης.[4]

3.5.3 Lagrangian Relaxation Method

Το πλήθος των περιορισμών στη γενική διατύπωση βάσει γραμμικού προγραμματισμού στην (3.37) μπορεί να είναι τεράστιο, ακόμα και για κυκλώματα μεσαίου μεγέθους. Η **Lagrangian Relaxation** τεχνική είναι πολύ αποτελεσματική για την μετατροπή του αρχικής περιορισμένης διατύπωσης γραμμικού προγραμματισμού σε ένα σύνολο μη περιορισμένων προβλημάτων με επαναληπτικό τρόπο π.χ. όπως στο [22]. Ενώ η αντικειμενική συνάρτηση που χρησιμοποιείται στο [22] είναι το **quadratic** μήκος των καλωδίων, η αρχή της **Lagrangian Relaxation Method** παραμένει η ίδια. Για τη γενική μαθηματική διατύπωση στην (3.37), υποθέτουμε το A έχει m περιορισμένες

συναρτήσεις. Μπορεί να οριστεί ένα μεγέθους \mathbf{m} διάνυσμα πολλαπλασιαστών **Lagrange** λ και ο μη μηδενικός όρος $\lambda \cdot (\mathbf{D} - \mathbf{AX})$ στην αντικειμενική συνάρτηση:

$$\max_{\lambda} \min_{\mathbf{X}} f(\mathbf{X}) + \lambda \cdot (\mathbf{D} - \mathbf{AX}) \quad (3.39)$$

Όταν το λ είναι σταθερό, η ελαχιστοποίηση της $f(\mathbf{X}) + \lambda \cdot (\mathbf{D} - \mathbf{AX})$ είναι ένα μη περιορισμένο πρόβλημα μαθηματικού προγραμματισμού, το οποίο μπορεί να λυθεί αποτελεσματικά. Ο πολλαπλασιαστής **Lagrange** λ θα ενημερωθεί για να λυθεί ένα νέο μη περιορισμένο πρόβλημα βελτιστοποίησης. Η διαδικασία αυτή επαναλαμβάνεται για να ληφθεί η βέλτιστη περιορισμένη λύση.[4]

3.5.4 Simulated Annealing

Ο **Simulated Annealing** αλγόριθμος είναι ένας γενικός πιθανοτικός αλγόριθμος για συνολική βελτιστοποίηση. Μετακινεί πύλες τυχαία και δέχεται ή απορρίπτει την κίνηση με βάση μια συγκεκριμένη συνάρτηση κόστους. Είναι πολύ ευέλικτος, π.χ. μπορεί αν είναι απαραίτητο να πάρει οποιαδήποτε αντικειμενική συνάρτηση και να θεωρήσει οποιοδήποτε μοντέλο χροניσμού. Στο [23], ο αλγόριθμος χρησιμοποιείται για **TDP** με γνώμονα τη συνάρτηση κόστους για να συμπεριλάβει πληροφορία χροניσμού βάσει μονοπατιού. Δεδομένης της κρισιμότητας που έχει ένας αποτελεσματικός χρόνος εκτέλεσης στο βήμα αξιολόγησης του **Simulated Annealing**, πρέπει να ληφθεί

ιδιαίτερη προσοχή κατά την εφαρμογή της συνάρτησης κόστους του χρονισμού. Η προσέγγιση στο [23] αντί να ενημερώνει το γράφο χρονισμού κάθε φορά που μετακινείται ένα κελί, χρησιμοποιεί ένα σύνολο αριθμημένων κρίσιμων μονοπατιών το $P_{critical}$. Κατά τη διάρκεια μιας κίνησης αξιολόγησης κόστους, τα μονοπάτια που επηρεάζονται μπορούν να ενημερωθούν απ' ευθείας με την πρόσθεση της μεταβολής της καθυστέρησης των δικτύων που είναι συνδεδεμένα με τα κελιά που έχουν μετακινηθεί. Ο **Simulated Annealing** μηχανισμός έχει δύο βρόχους. Ο εξωτερικός βρόχος αναγνωρίζει το $P_{critical}$ και ο εσωτερικός βρόχος έναν αριθμό επαναλήψεων απόπτωσης (**annealing**). Σε κάθε **annealing** διαδικασία του εξωτερικού βρόχου, το $P_{critical}$ επιλέγεται ως τα K πιο κρίσιμα μονοπάτια με χρήση της μεθόδου **Dreyfus**. Στον εσωτερικό βρόχο, τα δίκτυα που επηρεάζονται από μια κίνηση, θα ενημερώσουν το **slack** των μονοπατιών και το συνολικό κόστος χρονισμού θα είναι το άθροισμα των **slack** των μονοπατιών στο $P_{critical}$. Όταν τερματιστεί ο εσωτερικός βρόχος, ο εξωτερικός βρόχος ενημερώνει τα κρίσιμα μονοπάτια με τις νέες θέσεις πωλών και ο εσωτερικός βρόχος συνεχίζει. Η **simulated annealing** συνάρτηση κόστους είναι ένας συνδυασμός του κόστους του μήκους καλωδίων και της συνάρτησης κόστους χρονισμού.[4]

3.5.5 Διαφορικός χρονισμός βάσει γράφου

Το [24] αντιμετωπίζει το πρόβλημα συσχέτισης των εργαλείων τοποθέτησης βάσει γράφου με "**final sign-off timers**". Αυτή η

προσέγγιση, βελτιστοποιεί μια αρχική συνολική τοποθέτηση με βάση τις διαφορές στις καθυστερήσεις, χρόνους άφιξης και απαιτούμενους χρόνους σε όλα τα **pin**σενός κυκλώματος, σε σχέση με μια στατική ανάλυση χρονισμού αναφοράς. Οι σταθερές που χρησιμοποιούνται στις εξισώσεις(3.26) καθυστέρησης και κλίσης είναι ακριβείς μόνο για ένα εύρος τιμών φορτίων εξόδου και κλίσεων εισόδου. Για να διατηρηθεί η ισχύς του μοντέλου διαφορικού χρονισμού, οι αλλαγές τοποθέτησης περιορίζονται σε μια τοπική γειτονιά. Έπειτα τρέχει πολλές επαναλήψεις γραμμικού προγραμματισμού, προσαρμόζοντας τους περιορισμούς του μοντέλου και τα όρια της γειτονιάς σε κάθε επανάληψη. Ο διαφορικός χρονισμός βελτιστοποιείται με χρήση γραμμικού προγραμματισμού.[4]

3.6 Πρόσθετες τεχνικές

Υπάρχουν πολλοί **TDP** αλγόριθμοι στη βιβλιογραφία οι οποίοι δεν κατηγοριοποιούνται ακριβώς σε μια από τις προηγούμενες κατηγορίες. Όπως επισημάνθηκε και προηγουμένως, τόσο οι βασισμένοι σε δίκτυα όσο και οι βασισμένοι σε μονοπάτια αλγόριθμοι έχουν τα υπέρ και τα κατά τους. Στο [25] προτείνεται μια υβριδική προσέγγιση που συνδυάζει ζύγιση δικτύων και περιορισμούς δικτύων με διατυπώσεις βάσει γραμμικού προγραμματισμού. Επιπλέον, λόγω της πολυπλοκότητας των σύγχρονων προβλημάτων τοποθέτησης, είναι πολύ σημαντικό να υπάρχει σταθερότητα μεταξύ των επαναλήψεων τοποθέτησης.[4]

3.6.1 Υβριδική προσέγγιση βάσει δικτύων και μονοπατιών

Μια υβριδική προσέγγιση παρουσιάζεται στο [25]. Οι βασισμένες στα δίκτυα προσεγγίσεις, ειδικά οι ζύγισεις δικτύων, έχουν χαμηλή υπολογιστική πολυπλοκότητα και υψηλή επεκτασιμότητα. Ως εκ τούτου, έχουν περισσότερα πλεονεκτήματα όσο η πολυπλοκότητα του κυκλώματος συνεχίζει να αυξάνεται. Ωστόσο, η ζύγιση δικτύων αγνοεί συνήθως εντελώς την διάδοση σφαλμάτων χρονισμού (**slew propagation**). Δεδομένου ότι ο χρονισμός είναι εγγενώς βασισμένος στο μονοπάτι, ένας αποτελεσματικός αλγόριθμος ζύγισης δικτύων πρέπει να βασίζεται σε ανάλυση μονοπατιού και να λαμβάνει υπόψη τη διάδοση του χρονισμού. Επιπλέον, οι βασισμένες σε δίκτυα προσεγγίσεις γίνονται συχνά με έναν **ad-hoc** τρόπο και μπορεί να έχουν προβλήματα σύγκλισης. Για παράδειγμα, όταν η καθυστέρηση σε κρίσιμα μονοπάτια μειώνεται, άλλα μονοπάτια γίνονται κρίσιμα και αυτό οδηγεί σε ένα πρόβλημα σύγκλισης. Η υβριδική προσέγγιση του [25] χρησιμοποιεί μια υβριδική βασισμένη σε δίκτυα και μονοπάτια ευαισθησία καθυστέρησης με "**limited-stage slew propagation**" ως βάση για τη ζύγιση δικτύων. Η αντικειμενική συνάρτηση είναι το ζυγισμένο μήκος καλωδίων για ένα σύνολο κρίσιμων μονοπατιών. Η διατύπωση του γραμμικού προγραμματισμού δεν λαμβάνει υπόψη μόνο τα κελιά στα κρίσιμα μονοπάτια, αλλά και τα κελιά που είναι λογικά προσκείμενα με έναν συνεχόμενο τρόπο στα κρίσιμα μονοπάτια, μέσω σταθμισμένης αντικειμενικής συνάρτησης γραμμικού προγραμματισμού και περιορισμών των ορίων των δικτύων. Η

προσέγγιση αυτή είναι κατάλληλη για σταδιακή βελτίωση του χρονισμού.[4]

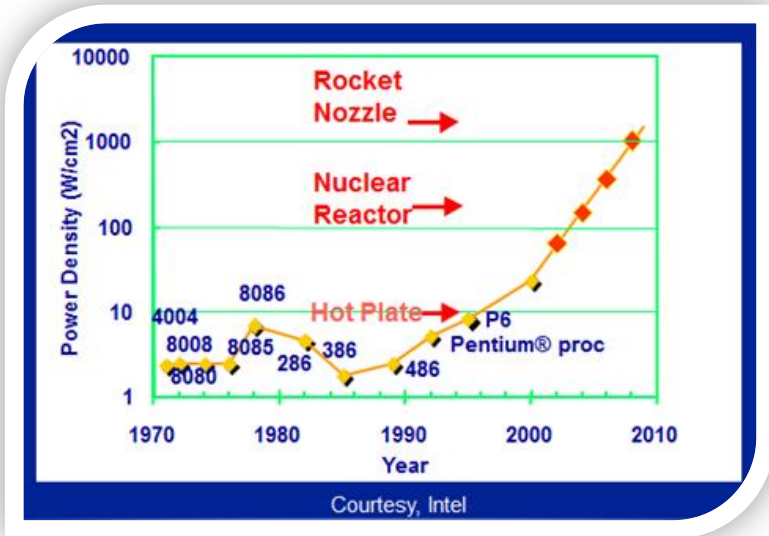
3.6.2 Hippocrates

Πρόκειται για έναν **incremental TDP** αλγόριθμο που συμβάλει στη μείωση του συνολικού μήκους των καλωδίων βελτιώνοντας ταυτόχρονα το χρονισμό. Πιο συγκεκριμένα, διατηρεί τους περιορισμούς χρονισμού ενώ μειώνει το μήκος των καλωδίων κατά τη λεπτομερή τοποθέτηση. Οι αλγόριθμοι λεπτομερούς τοποθέτησης που χρησιμοποιεί μπορούν να είναι οποιοσδήποτε κοινώς χρησιμοποιούμενος βασισμένος σε κίνηση μετασχηματισμός, όπως ανταλλαγή κελιών, μετακίνηση κελιών, κλπ. Αντί να μοντελοποιεί περιορισμούς μονοπατιού, μοντελοποιεί περιορισμούς χρονισμού σε κάθε **pin** εισόδου. Αυτό έχει ως πλεονέκτημα τη μείωση της πολυπλοκότητας υπολογισμού, γεγονός που κάνει επιτρεπτή τη μοντελοποίηση των περιορισμών χρονισμού σε κάθε μονοπάτι. Ως εκ τούτου, η έξοδος του αλγορίθμου εγγυάται μηδενική υποβάθμιση χρονισμού “**no timing degradation**”. Ο περιορισμός χρονισμού σε κάθε **pin** ονομάζεται δέλτα περιορισμός χρόνου άφιξης και ορίζεται ως η διαφορά του χρόνου άφιξης στο συγκεκριμένο **pin** με τον χρόνο άφιξης του πιο κρίσιμου **pin** εισόδου στη συγκεκριμένη πόλη. Ο περιορισμός του δέλτα εγγυάται ότι δεν θα υποβαθμιστεί ο τελικός χρόνος άφιξης στα σημεία τερματισμού του χρονισμού.[4]

4 Τοποθέτηση με βάση τη θερμική συμπεριφορά του συνολικού κυκλώματος (Thermal Placement.)

4.1 Εισαγωγή

Η θερμική επίδραση έχει καταστεί τόσο σημαντική για τις πρόσφατες τεχνολογίες που η ανάλυση της και η σχεδίαση με βάση αυτή έχει γίνει πλέον επιτακτική ανάγκη στις μέρες μας. Όπως φαίνεται και στην εικόνα 4.1 η **on-chip** θερμοκρασία έχει εκτοξευτεί στα ύψη για τους επεξεργαστές **Intel**. Όσο η τεχνολογία κλιμακώνεται είναι λογικό ότι όλο και περισσότερες συσκευές ενσωματώνονται στην περιοχή του ολοκληρωμένου. Αυτό έχει ως αποτέλεσμα η κατανάλωση ενέργειας συνεχώς να αυξάνεται και αν οι τεχνικές συσκευασίας «**chip packaging**» των ολοκληρωμένων κυκλωμάτων δεν ακολουθούν αυτή την εξέλιξη ώστε να διαχέεται αποτελεσματικά η θερμότητα το αποτέλεσμα είναι πολύ ζεστά ολοκληρωμένα κυκλώματα.[26]

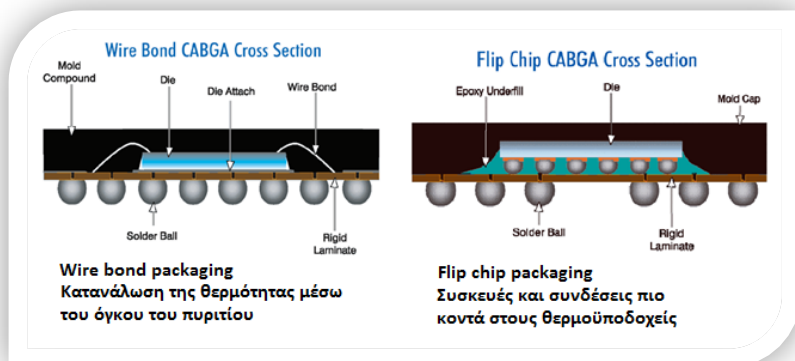


Εικόνα 4.1: Κλιμάκωση της on chip θερμοκρασίας.

4.1.1 Αύξηση της θερμοκρασίας

Η κλιμάκωση της τεχνολογίας έχει οδηγήσει και τη θερμοκρασία στα ύψη λόγω της υψηλότερης ολοκλήρωσης, της υψηλότερης συχνότητας ρολογιού και της αύξησης της ροής ενέργειας. Το σίγουρο είναι ότι οι μέθοδοι ψύξης πρέπει να ακολουθήσουν αυτή την πορεία και να μη μείνουν στάσιμες. Από τη μια, η κατανάλωση ενέργειας αυξάνεται, λόγω της αύξησης της πυκνότητας του ρεύματος αυξάνονται η χωρητικότητα αλλά και η συχνότητα γεγονός που με τη σειρά του οδηγεί σε αύξηση της ισχύος. Το μειωμένο κατώφλι τάσης των

τρανζίστορ οδηγεί επίσης σε αύξηση της ροής ρεύματος. Από την άλλη οι τεχνικές ψύξης των ολοκληρωμένων δεν κρατήσανε το ρυθμό αύξησης της κατανάλωσης ενέργειας για την αποτελεσματική αντιμετώπιση της αυξανόμενης θερμοκρασίας στο ολοκληρωμένο κύκλωμα. Καλύτερες τεχνικές **chip packaging** των ολοκληρωμένων, ή καλύτερες τεχνικές παραγωγής **VLSI** πέραν των **CMOS** ή πυριτίου θα μπορούσαν ίσως να δώσουν οριστική λύση στο πρόβλημα της μείωσης της **on-chip** θερμοκρασίας. Κάποιες βραχυπρόθεσμες λύσεις περιλαμβάνουν την ποικιλία των τεχνικών σχεδιασμού χαμηλής ενέργειας όπως, **power gating**, **clock gating**, **dynamic scheduling**, **dynamic power scaling** και ούτω καθεξής. Μια επίσης αποτελεσματική τεχνική για τη μείωση της **on-chip** θερμοκρασίας είναι η τοποθέτηση των κελιών με κατάλληλο τρόπο. Η τοποθέτηση με ομοιόμορφη κατανομή των πηγών θερμότητας σε ένα ολοκληρωμένο, αφαιρεί τα **hotspots** και μειώνει δραστικά τη μέγιστη **on-chip** θερμοκρασία.[26]



Εικόνα 4.2: Τεχνικές **chip packaging**.

Ας επανεξετάσουμε πρώτα τις τρέχουσες τεχνικές συσκευασίας των ολοκληρωμένων κυκλωμάτων. Παραδοσιακά, στα οριοθετημένα από καλώδια πακέτα, το πίσω μέρος ενός ολοκληρωμένου εφάπτεται στο πακέτο και η θερμότητα καταναλώνεται μέσω του όγκου του πυριτίου, όπως φαίνεται και στο αριστερό σχήμα της εικόνας 4.2. Στα **flipflop** πακέτα, η επιφάνεια του πυριτίου συνδέεται στο πακέτο μέσω «φουσκωμάτων» και στο τυπωμένο κύκλωμα (**printed circuit board (PCB)**) μέσω συγκολλήσεων, όπως φαίνεται στο δεξιό σχήμα της εικόνας 4.2. Οι συσκευές και οι διασυνδέσεις στην επιφάνεια πυριτίου είναι πιο κοντά στο περιβάλλον και η κατανάλωση της θερμότητας είναι πιο αποτελεσματική μέσω των «φουσκωμάτων» και των συγκολλήσεων.[26]

Η κατανάλωση της θερμότητας διέπεται από την εξίσωση του **Boltzmann** όπως όλες οι υδροδυναμικές και μοριακές διαδικασίες. Περιλαμβάνει ένα παράγωγο χρόνου και ένα διαστήματος. Σε στατική κατάσταση μετατρέπεται σε μια εξίσωση **Poisson**.

Εξίσωση **Boltzmann**:

$$rc_p \frac{\partial T(\vec{r}, t)}{\partial t} = \nabla \cdot [\mathbf{g}(\vec{r}, t) \nabla T(\vec{r}, t)] + \mathbf{p}(\vec{r}, t)$$

Εξίσωση **Poisson**:

$$\nabla^2 T(\vec{r}) = -\frac{p(\vec{r})}{g(\vec{r})}$$

όπου $\mathbf{p}(\vec{r},)$ η πυκνότητα της ισχύος και $\mathbf{g}(\vec{r},)$ η θερμική αγωγιμότητα.[26]

Και οι δύο εξισώσεις έχουν αντιστοιχίες στη θεωρία ηλεκτρικών κυκλωμάτων. Η θερμική και ηλεκτρική αναλογία είναι γνωστή. Η θερμική αγωγιμότητα αντιστοιχεί με την ηλεκτρική αγωγιμότητα. Η θερμοκρασία αντιστοιχεί με την τάση και η θερμότητα αντιστοιχεί στο ρεύμα σε ένα ηλεκτρικό κύκλωμα

Ηλεκτρική αναλογία: **RC** κύκλωμα

$$CT = -GT + P$$

Αμιγώς ωμικό δίκτυο

$$GT = P$$

όπου **G** θερμική αγωγιμότητα και **C** θερμοχωρητικότητα.[26]

4.1.2 Επιπτώσεις

Η θερμική επίδραση στην επίδοση του κυκλώματος είναι πολύπλοκη. Η αύξηση της θερμοκρασίας μειώνει την κινητικότητα στους ημιαγωγούς.

Μείωση της κινητικότητας στον μεταφορέα:

$$m(T) = m(T_r) \left(\frac{T}{T_r} \right)^{-k_s}$$

Επίσης η αύξηση της θερμοκρασίας μειώνει το κατώφλι τάσης των τρανζίστορ, οδηγώντας σε αύξηση της κίνησης του ρεύματος.

Γραμμική μείωση του κατωφλίου τάσης του τρανζίστορ:

$$V_T(T) = V_T(T_r) - k_4(T - T_r)$$

Έτσι οι επιδόσεις των τρανζίστορ θα μπορούσαν να αυξηθούν ή να μειωθούν, ανάλογα με το κατώφλι της τάσης, την τάση τροφοδοσίας και άλλες παραμέτρους.[26]

Η άνοδος της θερμοκρασίας οδηγεί σε εκθετικά μειωμένη διάρκεια ζωής του κυκλώματος, λόγω του φαινομένου μετάδοσης της θερμότητας (**hot carrier effect**), των σφαλαμάτων του οξειδίου των τρανζίστορ (**oxide breakdown in transistors**) και της «μετανάστευσης» φορτίου πάνω στους αγωγούς διασύνδεσης (**electromigration in interconnects**). Το ποσό της εκτοπισμένης μάζας στον ημιαγωγό είναι ανάλογο προς την πυκνότητα του ρεύματος και εκθετική προς τη θερμοκρασία. Το ολοκλήρωμα της μεταφοράς μάζας είναι μια σταθερά για μια συσκευή.[26]

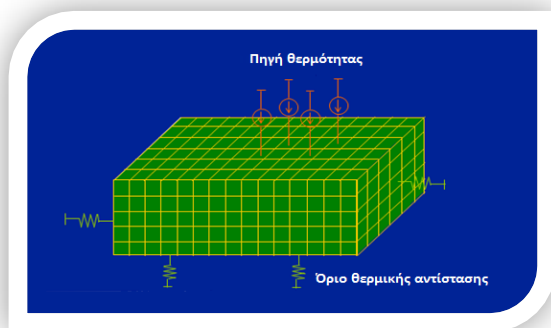
$$\int_0^{T_f} J(t) \frac{e^{-\frac{Q}{kT}}}{kT} dt = D$$

Όπου J η πυκνότητα του ρεύματος, Q η ενέργεια ενεργοποίησης, k η σταθερά **Boltzmann**, T η θερμοκρασία και το D δίνεται από τη δομή της συσκευής. Η θερμοκρασία αυξάνεται εκθετικά, αυξάνει τη μεταφορά μάζας, και μειώνει το χρόνο ζωής του κυκλώματος. Αν εκλάβουμε τη μεταφορά μάζας ως έναν πόρο, τότε η αύξηση της θερμοκρασίας σημαίνει και δραματική αύξηση της κατανάλωσης αυτού του πόρου. [26]

4.2 Μοντελοποίηση και θεωρητικά αποτελέσματα

4.2.1 Θερμική μοντελοποίηση

Στη μέθοδο θερμικής μοντελοποίησης, το ολοκληρωμένο διακριτοποιείται στον τρισδιάστατο χώρο και εφαρμόζεται η μέθοδος πεπερασμένων διαφορών (**Finite Difference Method**).



Εικόνα 4.3: Thermal modeling.

Η συνάρτηση **Poisson** γίνεται μια διαφορική εξίσωση. Το δίκτυο θερμικής αντίστασης μοιάζει με δίκτυο ηλεκτρικής αντίστασης και οι πηγές θερμότητας μοιάζουν με πηγές ρεύματος σε ένα κύκλωμα. Στη συνέχεια εφαρμόζεται η **MOR (model order reduction)** τεχνική για να μειωθεί η αντίσταση του δικτύου για την ακόλουθη **TP** βελτιστοποίηση.[26]

4.2.2 Πολυπλοκότητα του στόχου

Η τοποθέτηση για ελαχιστοποίηση της **on-chip** θερμοκρασίας σε ένα συγκεκριμένο σημείο του ολοκληρωμένου κυκλώματος είναι γραμμική και μπορεί να επιλυθεί βέλτιστα από έναν άπληστο αλγόριθμο. Το πρόβλημα είναι ανάλογο με τον εντοπισμό πηγών ρεύματος σε ένα ηλεκτρικό κύκλωμα οι οποίες να έχουν ελάχιστη τάση εξόδου. Ένας άπληστος αλγόριθμος εντοπίζει τη μέγιστη πηγή ρεύματος ώστε να έχει ελάχιστη αντίσταση. $V_o = \sum_i R_{io} I_i$. [26]

Όμοια, η τοποθέτηση για ελαχιστοποίηση της μέσης **on-chip** θερμοκρασίας στο ολοκληρωμένο κύκλωμα είναι γραμμική και μπορεί να λυθεί βέλτιστα από έναν γραμμικό αλγόριθμο. Αυτό το πρόβλημα είναι ανάλογο με το εντοπισμό πηγών ρεύματος σε ένα ηλεκτρικό κύκλωμα για την ελαχιστοποίηση της μέσης τάσης των κόμβων. Ο βέλτιστος άπληστος αλγόριθμος είναι ο εντοπισμός της μέγιστης πηγής ρεύματος η οποία να έχει το ελάχιστο άθροισμα αντίστασης.

$$\sum_i V_i = \sum_i \sum_j R_{ij} I_j$$

Ωστόσο, η τοποθέτηση για ελαχιστοποίηση της μέγιστης **on-chip** θερμοκρασίας αποτελεί ένα **NP-hard** πρόβλημα. Αυτό το πρόβλημα μπορεί να μειωθεί σε ένα διμερές πρόβλημα διαμερισμού. Κατασκευάζουμε ένα πρόβλημα σαν αυτό. Ας υποθέσουμε ότι υπάρχει ένα ολοκληρωμένο κύκλωμα, οι θερμικές αντιστάσεις του είναι τέτοιες ώστε οι πηγές θερμότητας στην αριστερή πλευρά συμβάλλουν στη θερμοκρασία στην αριστερή πλευρά και οι πηγές θερμότητας στη δεξιά πλευρά συμβάλλουν στη θερμοκρασία στη δεξιά πλευρά. Η θερμοκρασία στην αριστερή πλευρά και η θερμοκρασία στη δεξιά πλευρά είναι η ίδια. Για αυτό το ολοκληρωμένο κύκλωμα, η **TP** για ελαχιστοποίηση της μέγιστης **on-chip** θερμοκρασίας γίνεται ένα διμερές πρόβλημα το οποίο είναι **NP-hard**.

$$\text{Δοθέντων: } R_{ij} = \begin{cases} \mathbf{1} & i = \mathbf{1, 2} \text{ και } i, j \text{ στην ίδια πλευρά} \\ \mathbf{0} & \text{διαφορετικά} \end{cases}$$

$$\text{Έχουμε: } V_1 = \sum_j R_{1j} I_j$$

$$V_2 = \sum_j R_{2j} I_j$$

$$V_{i \neq 1,2} = \mathbf{0} . [26]$$

4.3 Αναλυτική Thermal Placement

4.3.1 Διατύπωση του προβλήματος

Δοθέντων των διαστάσεων του ολοκληρωμένου κυκλώματος $0 < x < a$, $0 < y < b$, $0 < z < d$ και των θερμικών παραμέτρων όπου, k η θερμική αγωγιμότητα στο πάνω μέρος του ολοκληρωμένου κυκλώματος, k_N η θερμική αγωγιμότητα στο κάτω μέρος του ολοκληρωμένου κυκλώματος, h ο συντελεστής αποτελεσματικής μεταφοράς θερμότητας στο κάτω μέρος του ολοκληρωμένου κυκλώματος και T_r η θερμοκρασία περιβάλλοντος, να βρεθεί μια τοποθέτηση C κελιών με κατανάλωση ενέργειας P και **netlist** N το οποίο να ελαχιστοποιεί το άθροισμα του συνολικού μήκους καλωδίων και τη μέγιστη θερμοκρασία.

$$\sum_{n \in N} L_n + \gamma \text{Max} T(c)_{c \in C}$$

Η προσέγγιση αυτή βασίζεται στην υπάρχουσα μέθοδο αναλυτικής τοποθέτησης. Η αναλυτική τοποθέτηση πετυχαίνει την καλύτερη έως τώρα τοποθέτηση. Χαλαρώνει τους περιορισμούς για μη επικάλυψη των μπλοκ σε μια συνάρτηση ποιότης της ανισότητας της πυκνότητας των κελιών, και προσεγγίζει το **NP-hard** πρόβλημα μέσω ενός μη γραμμικού προβλήματος βελτιστοποίησης. Το μη γραμμικό πρόβλημα βελτιστοποίησης μπορεί να λυθεί εύκολα, για παράδειγμα με βάση τη μέθοδο συζυγών κλίσεων. Στην εικόνα 4.4 το αυστηρό

πρόβλημα τοποθέτησης είναι το πρώτο που χαλαρώνεται σε ένα πρόβλημα χωροθέτησης, με διευκόλυνση των περιορισμών για τις διαστάσεις των μπλοκ. Η λύση της χωροθέτησης καλείται τότε να δώσει μια νόμιμη λύση τοποθέτησης.[26]



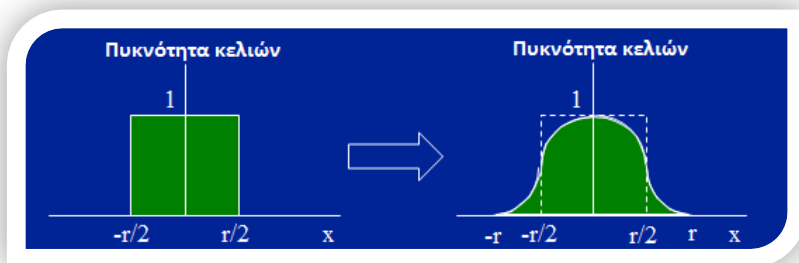
Εικόνα 4.4: Χαλάρωση του προβλήματος τοποθέτησης σε πρόβλημα χωροθέτησης.

4.3.2 Κατανομή των κελιών & υπολογισμός του μήκους καλωδίων

Για την προσέγγιση του **NP-hard** προβλήματος τοποθέτησης, ομαλοποιείται το σχήμα κάθε κελιού. Σε κάθε διάσταση, η πυκνότητα των κελιών δίνεται κατά προσέγγιση από μια ομαλή συνάρτηση σε σχήμα καμπάνας. Η επιφάνεια των κελιών κατανέμεται σε ένα δισδιάστατο χώρο με βάση το γινόμενο των x και y διαστάσεων των συναρτήσεων. Ένα κελί με κέντρο (x_c, y_c) , πλάτους w και ύψους h κατανέμει την επιφάνεια του σε ένα πλέγμα σημείων (x, y)

$$d(x_c, y_c, w, h, x, y) = b(x - x_c, w) \cdot b(y - y_c, h)$$

$$\text{όπου: } b(l, r) = \begin{cases} 1 - 2\frac{l^2}{r^2} & (0 < l < \frac{r}{2}) \\ 2\frac{(l-r)^2}{r^2} & (\frac{r}{2} < l < r) \end{cases} \quad [26]$$



Εικόνα 4.5: Συνάρτηση πυκνότητας κελιών.

Όμοια το μήκος των καλωδίων υπολογίζεται από μια ομαλή διαφορίσιμη εξίσωση. Αρχικά το μήκος των καλωδίων μετριέται με τη μισή περίμετρο του πλασιού οριοθέτησης όλων των **pins**.

$$L_n = \mathbf{Max}(x_i) - \mathbf{Min}(x_i) + \mathbf{Max}(y_i) - \mathbf{Min}(y_i)$$

Έπειτα οι **min/max** όροι υπολογίζονται μέσω του λογαρίθμου του αθροίσματος των εκθετών.

$$\mathbf{Max}(x_i) \approx \mathbf{alog} \left(\sum_i e^{x_i/a} \right)$$

$$\mathbf{Min}(x_i) \approx \mathbf{alog} (\sum_i e^{-x_i/a}) \quad [26]$$

4.3.3 Αναλυτική TP

Μετά από σταθερή προσέγγιση, ο στόχος της τοποθέτησης γίνεται μια διαφορίσιμη συνάρτηση και μπορούν να εφαρμοστούν μη γραμμικές τεχνικές βελτιστοποίησης όπως τεχνικές βασισμένες σε συζυγείς κλίσεις.

Ελαχιστοποίηση:

$$\sum_n L_n + \gamma \log \left(\sum_{c \in \mathcal{C}} e^{T(c)/a} \right) + \beta^{-1} \sum_{(x,y) \in G} (D(x,y) - \bar{D})^2$$

όπου: $T = G^{-1}P$

Τώρα θα επεκτείνουμε την αναλυτική τοποθέτηση και θα συμπεριλάβουμε το θερμικό στόχο, ο οποίος είναι η μέγιστη **on chip** θερμοκρασία, η οποία υπολογίζεται από τον λογάριθμο του αθροίσματος των εκθετών.[26]

Η ανομοιομορφία της πυκνότητας των κελιών είναι μια συνάρτηση ποινής. Το πρόβλημα της τοποθέτησης είναι αρχικά η ελαχιστοποίηση του συνολικού μήκους των καλωδίων σύμφωνα με κάποιον περιορισμό της συμφόρησης των κελιών. Η ανομοιομορφία της πυκνότητας των κελιών είναι μια ποινή για την προσέγγιση του περιορισμού της συμφόρησης των κελιών. Έχοντας αυτή την παρατήρηση μπορούμε να διερευνήσουμε άλλες συναρτήσεις ποινής.

Για παράδειγμα μια πολυωνυμική ποινή για κάθε κορεσμένη περιοχή και μια μηδενική ποινή για τις κορεσμένες περιοχές.

Ελαχιστοποίηση:

$$\sum_n L_n + \gamma a \log \left(\sum_{c \in \mathcal{C}} e^{T(c)/a} \right) + \beta^{-1} \sum_{\mathbf{g} \in \mathcal{G}} P(\mathbf{g})$$

$$\text{όπου: } P(\mathbf{g}) = \begin{cases} (D(\mathbf{g}) - U)^e D(\mathbf{g}) > U \\ \mathbf{0} D(\mathbf{g}) < U \end{cases} \quad [26]$$

5 Παρατηρήσεις & μελλοντική εξέλιξη

Η διαδικασία του Place & Route έχει μελετηθεί εκτενώς τα τελευταία χρόνια, παρόλα αυτά υπάρχουν περιθώρια βελτίωσης των αλγορίθμων που παρουσιάστηκαν και τομείς της σύγχρονης σχεδίασης ψηφιακών κυκλωμάτων που δεν έχουν ληφθεί υπόψη των ερευνητών. Μερικά χαρακτηριστικά παραδείγματα είναι τα ακόλουθα:

1. Βελτίωση του net model. Το net model είναι ότι χρειάζεται το εργαλείο της σύνθεσης για την εκτίμηση των χαρακτηριστικών των καλωδίων όπως π.χ. η καθυστέρηση. Είναι αυτό που καθορίζει τη χωρητικότητα, την αντοχή και την περιοχή των καλωδίων. Αποτελεί ουσιαστικά τη μόνη πληροφορία που έχει το εργαλείο σύνθεσης για τη ροή της τοποθέτησης και της δρομολόγησης. Είναι λοιπόν σαφές ότι οι εξελίξεις στο χώρο έχουν καταστήσει και τα πιο σύγχρονα μοντέλα παρωχημένα κάνοντας πλέον επιτακτική την ανάγκη για ακριβέστερη μοντελοποίηση των δικτύων.
2. Βελτίωση του μοντέλου χρονισμού. Το μοντέλο χρονισμού αντικατοπτρίζει ουσιαστικά τις καθυστερήσεις που προκαλούνται μεταξύ της εισόδου και της εξόδου σε ένα ολοκληρωμένο κύκλωμα. Κατά το σχεδιασμό ενός κυκλώματος, για να μπορέσει κανείς να λάβει την καλύτερη δυνατή προσομοίωση του κυκλώματος είναι επιθυμητή και η καλύτερη

δυνατή αξιολόγηση των καθυστερήσεων χρονισμού στο κύκλωμα. Μέχρι στιγμής τα μοντέλα χρονισμού απέχουν από τους πραγματικούς χρόνους που παρατηρούνται κατά την λειτουργία ενός κυκλώματος. Είναι λοιπόν προφανής η σημασία εύρεσης ενός ακριβέστερου μοντέλου χρονισμού, η εξέλιξη του και η βελτιστοποίηση των μεθόδων ανάπτυξης του.

3. Ακριβέστερη προσομοίωση των ρευμάτων που διατρέχουν το κύκλωμα. Μέχρι στιγμής οι ακριβέστερες προσεγγίσεις παρέχονται από εργαλεία όπως το SPICE, αγνοώντας φαινόμενα που παρουσιάζονται όσο μικραίνει η χρησιμοποιούμενη τεχνολογία σχεδίασης. Ένα πιο ακριβές μοντέλο ελαχιστοποιεί την πιθανότητα παρουσίασης σφαλμάτων κατά την τελική διαδικασία του manufacturing.
4. Black areas. Σε μεγάλα ψηφιακά κυκλώματα, υπάρχει η πιθανότητα να υπάρχουν περιοχές οι οποίες είτε είναι κατελημμένες από κάποια «μη ζωτικής σημασίας» στοιχεία είτε είναι απαραίτητο βάσει σχεδιασμού να μείνουν κενές. Οι μέθοδοι που παρουσιάστηκαν παραπάνω δεν λαμβάνουν υπόψη τους το ενδεχόμενο αυτό.
5. Όλες οι προαναφερθείσες μέθοδοι τοποθέτησης πραγματεύονται την τοποθέτηση πυλών σε παραλληλόγραμμα πλαίσια. Οι ανάγκες της εποχής μας επιβάλλουν την ανάπτυξη

μεθόδων τοποθέτησης πυλών και σε μη παραλληλόγραμμα πλαίσια, όπως για παράδειγμα παρατηρείται συχνά κατά την σχεδίαση ενσωματωμένων συστημάτων.

6. Μελέτη της αλληλεπίδρασης μεταξύ της τοποθέτησης των κελιών και της τοποθέτησης των pins. Η «κατάλληλη» τοποθέτηση των pins στο περίγραμμα της περιοχής που εξετάζουμε μπορεί να επιφέρει επιπλέον βελτιστοποίηση.

Αναφορές

1. http://en.wikipedia.org/wiki/Place_and_route.
2. Georg Sigl, Konrad Doll, Frank M. Johannes “Analytical Placement: A Linear or a Quadratic Objective Function? “
3. Hans Eisenmann and Frank M. Johannes “Generic Global Placement and Floorplanning”
4. David Z. Pan, Bill Halpin, HaoxingRen “Timing Driven Placement”
5. A. B. Kahng and Q. Wang. Implementation and extensibility of an analytic placer. Proc. Int. Symp. On Physical Design, pages 18-25, April 2004.
6. Tony Chan, Jason Cong, and Kenton Sze. Multilevel generalized force-directed method for circuit placement. In

Proc. Int. Symp.on Physical Design, pages 185–192, New York, NY, USA, 2005. ACM Press.

7. H. Eisenmann and F. M. Johannes. Generic global placement and floorplanning. In Proc. Design Automation Conf., pages 269–274, 1998.
8. B. M. Riess and G. G. Ettl. SPEED: fast and efficient timing driven placement. In Proc. IEEE Int. Symp.on Circuits and Systems, pages 377–380, 1995.
9. R. Nair, L. Berman, P. S. Hauge, and E. J. Yoffa. Generation of performance constraints for layout. IEEE Trans. on Computer-Aided Design of Integrated Circuits and Systems, 8(8):860–874, 1989. (ICCAD'87).
10. H. Youssef and E. Shragowitz. Timing constraints for correct performance. In Proc. Int. Conf. on Computer Aided Design, pages 24–27, 1990.

11. W. Choi and K. Bazargan. Incremental placement for timing optimization. In Proc. Int. Conf. on Computer Aided Design, pages 463–466, 2003.
12. T. Gao, P. M. Vaidya, and C. L. Liu. A performance driven macro-cell placement algorithm. In Proc. Design Automation Conf., pages 147–152, 1992.
13. C. M. Fiduccia and R. M. Mattheyses. A linear-time heuristic for improving network partitions. In Proceedings of the Design Automation Conference, pages 175–181, 1982.
14. R. S. Tsay and J. Koehl. An analytic net weighting approach for performance optimization in circuit placement. In Proc. Design Automation Conf., pages 636–639, 1991
15. Ren-Song Tsay, Ernest S. Kuh, and Chi-Ping Hsu. Proud: A fast sea-of-gates placement algorithm. In Proceedings of the Design Automation Conference, pages 318–323. IEEE Computer Society Press, 1988.

16. B. Halpin, C. R. Chen, and N. Sehgal. Timing driven placement using physical net constraints. In Proc. Design Automation Conf., pages 780–783, 2001.
17. K. Rajagopal, T. Shaked, Y. Parasuram, T. Cao, A. Chowdhary, and B. Halpin. Timing driven force directed placement with physical net constraints. In Proc. Int. Symp.on Physical Design, pages 60–66, 2003.
18. S. Hur, T. Cao, K. Rajagopal, Y. Parasuram, A. Chowdhary, V. Tiourin, and B. Halpin. Force directed mongrel with physical net constraints. In Proc. Design Automation Conf., pages 214–219, 2003.
19. S. Hur and J. Lillis. Mongrel: Hybrid techniques for standard cell placement. In Proceedings of the International Conference on Computer-Aided Design, pages 165–170. IEEE, 2000.
20. B. Halpin, C. Y. R. Chen, and N. Sehgal. Detailed placement with net length constraints. In Proc. The 3rd International Workshop System on Chip, page 22, 2003.

21. M. A. B. Jackson and E. S. Kuh. Performance-driven placement of cell based ic's. In Proc. Design Automation Conf., pages 370-375, 1989.
22. A. Srinivasan, K. Chaudhary, and E. S. Kuh. Ritual: A performance driven placement algorithm for small cell ics. In Proc. Int. Conf. on Computer Aided Design, pages 48-51, 1991.
23. W. Swartz and C. Sechen. Timing driven placement for large standard cell circuits. In Proc. Design Automation Conf., pages 211-215, 1995.
24. A. Chowdhary, K. Rajagopal, S. Venkatesan, T. Cao, V. Tiourin, Y. Parasuram, and B. Halpin. How accurately can we model timing in a placement engine. In Proc. Design Automation Conf., pages 801-806, 2005.
25. T. Luo, D. Newmark, and D. Z. Pan. A new LP based incremental timing driven placement for high performance designs. In Proc. Design Automation Conf., 2006.
26. Διάλεξη Andrew B. Kahng, Sung-Mo Kang, Wei Li, Bao Liu UC San Diego, UC Santa Cruz“Analytical Thermal Placement for

VLSI Lifetime Improvement and Minimum Performance
Variation”