



**HAL**  
open science

# Optimisation des méthodes d'implantation automatisée sur les réseaux structurés

Alain Bellon

► **To cite this version:**

Alain Bellon. Optimisation des méthodes d'implantation automatisée sur les réseaux structurés. Modélisation et simulation. Université Joseph-Fourier - Grenoble I, 1984. Français. NNT: . tel-00311601

**HAL Id: tel-00311601**

**<https://theses.hal.science/tel-00311601>**

Submitted on 19 Aug 2008

**HAL** is a multi-disciplinary open access archive for the deposit and dissemination of scientific research documents, whether they are published or not. The documents may come from teaching and research institutions in France or abroad, or from public or private research centers.

L'archive ouverte pluridisciplinaire **HAL**, est destinée au dépôt et à la diffusion de documents scientifiques de niveau recherche, publiés ou non, émanant des établissements d'enseignement et de recherche français ou étrangers, des laboratoires publics ou privés.

# THESE

*présentée à*

**l' Université Scientifique et Médicale de Grenoble**

*pour obtenir le grade de*  
**DOCTEUR DE 3ème CYCLE**  
*«microélectronique»*

*par*

**Alain BELLON**



**OPTIMISATION DES METHODES D'IMPLANTATION AUTOMATISEE**  
**SUR LES RESEAUX STRUCTURES.**



**Thèse soutenue le 12 décembre 1984 devant la commission d'examen.**

<b>G. SAUCIER</b>	<b>Président</b>
<b>M. BECKER</b>	} <b>Examineurs</b>
<b>M. FONTET</b>	
<b>G. GEBHARDT</b>	
<b>J. REDOLFI</b>	



**UNIVERSITE SCIENTIFIQUE ET MEDICALE DE GRENOBLE**

**Année universitaire 1982-1983**

**Président de l'Université : M. TANCHE**

**MEMBRES DU CORPS ENSEIGNANT DE L'U.S.M.G.**

**(RANG A)**

**SAUF ENSEIGNANTS EN MEDECINE ET PHARMACIE**

**PROFESSEURS DE 1ère CLASSE**

ARNAUD Paul	Chimie organique
ARVIEU Robert	Physique nucléaire I.S.N.
AUBERT Guy	Physique C.N.R.S.
AYANT Yves	Physique approfondie
BARBIER Marie-Jeanne	Electrochimie
BARBIER Jean-Claude	Physique expérimentale C.N.R.S. (labo de magnétisme)
BARJON Robert	Physique nucléaire I.S.N.
BARNOUD Fernand	Biosynthèse de la cellulose-Biologie
BARRA Jean-René	Statistiques - Mathématiques appliquées
BELORISKY Elie	Physique
BENZAKEN Claude (M.)	Mathématiques pures
BERNARD Alain	Mathématiques pures
BERTRANDIAS Françoise	Mathématiques pures
BERTRANDIAS Jean-Paul	Mathématiques pures
BILLET Jean	Géographie
BONNIER Jean-Marie	Chimie générale
BOUCHEZ Robert	Physique nucléaire I.S.N.
BRAVARD Yves	Géographie
CARLIER Georges	Biologie végétale
CAUQUIS Georges	Chimie organique
CHIBON Pierre	Biologie animale
COLIN DE VERDIERE Yves	Mathématiques pures
CRABBE Pierre (détaché)	C.E.R.M.O.
CYROT Michel	Physique du solide
DAUMAS Max	Géographie
DEBELMAS Jacques	Géologie générale
DEGRANGE Charles	Zoologie
DELOBEL Claude (M.)	M.I.A.G. Mathématiques appliquées
DEPORTES Charles	Chimie minérale
DESRE Pierre	Electrochimie
DOLIQUE Jean-Michel	Physique des plasmas
DUCROS Pierre	Cristallographie
FONTAINE Jean-Marc	Mathématiques pures
GAGNAIRE Didier	Chimie physique

.../...

GASTINEL Noël	Analyse numérique - Mathématiques appliquées
GERBER Robert	Mathématiques pures
GERMAIN Jean-Pierre	Mécanique
GIRAUD Pierre	Géologie
IDELMAN Simon	Physiologie animale
JANIN Bernard	Géographie
JOLY Jean-René	Mathématiques pures
JULLIEN Pierre	Mathématiques appliquées
KAHANE André (détaché DAFCO)	Physique
KAHANE Josette	Physique
KOSZUL Jean-Louis	Mathématiques pures
KRAKOWIAK Sacha	Mathématiques appliquées
KUPTA Yvon	Mathématiques pures
LACAZE Albert	Thermodynamique
LAJZEROWICZ Jeannine	Physique
LAJZEROWICZ Joseph	Physique
LAURENT Pierre	Mathématiques appliquées
DE LEIRIS Joël	Biologie
LLIBOUTRY Louis	Géophysique
LOISEAUX Jean-Marie	Sciences nucléaires I.S.N.
LOUP Jean	Géographie
MACHE Régis	Physiologie végétale
MAYNARD Roger	Physique du solide
MICHEL Robert	Minéralogie et pétrographie (géologie)
MOZIERES Philippe	Spectrométrie - Physique
OMONT Alain	Astrophysique
OZENDA Paul	Botanique (biologie végétale)
PAYAN Jean-Jacques (détaché)	Mathématiques pures
PEBAY PEYROULA Jean-Claude	Physique
PERRIAUX Jacques	Géologie
PERRIER Guy	Géophysique
PIERRARD Jean-Marie	Mécanique
RASSAT André	Chimie systématique
RENARD Michel	Thermodynamique
RICHARD Lucien	Biologie végétale
RINAUDO Marguerite	Chimie CERMAV
SENGEL Philippe	Biologie animale
SERGERAERT Francis	Mathématiques pures
SOUTIF Michel	Physique
VAILLANT François	Zoologie
VALENTIN Jacques	Physique nucléaire I.S.N.
VAN CUTSEN Bernard	Mathématiques appliquées
VAUQUOIS Bernard	Mathématiques appliquées
VIALON Pierre	Géologie

#### PROFESSEURS DE 2ème CLASSE

ADIBA Michel	Mathématiques pures
ARMAND Gilbert	Géographie

AURIAULT Jean-Louis	Mécanique
BEGUIN Claude (M.)	Chimie organique
BOEHLER Jean-Paul	Mécanique
BOITET Christian	Mathématiques appliquées
BORNAREL Jean	Physique
BRUN Gilbert	Biologie
CASTAING Bernard	Physique
CHARDON Michel	Géographie
COHENADDAD Jean-Pierre	Physique
DENEUVILLE Alain	Physique
DEPASSEL Roger	Mécanique des fluides
DOUCE Roland	Physiologie végétale
DUFRESNOY Alain	Mathématiques pures
GASPARD François	Physique
GAUTRON René	Chimie
GIDON Maurice	Géologie
GIGNOUX Claude (M.)	Sciences nucléaires I.S.N.
GUITTON Jacques	Chimie
HACQUES Gérard	Mathématiques appliquées
HERBIN Jacky	Géographie
HICTER Pierre	Chimie
JOSELEAU Jean-Paul	Biochimie
KERCKOVE Claude (M.)	Géologie
LE BRETON Alain	Mathématiques appliquées
LONGEQUEUE Nicole	Sciences nucléaires I.S.N.
LUCAS Robert	Physiques
LUNA Domingo	Mathématiques pures
MASCLE Georges	Géologie
NEMOZ Alain	Thermodynamique (CNRS - CRTBT)
OUDET Bruno	Mathématiques appliquées
PELMONT Jean	Biochimie
PERRIN Claude (M.)	Sciences nucléaires I.S.N.
PFISTER Jean-Claude (détaché)	Physique du solide
PIBOULE Michel	Géologie
PIERRE Jean-Louis	Chimie organique
RAYNAUD Hervé	Mathématiques appliquées
ROBERT Gilles	Mathématiques pures
ROBERT Jean-Bernard	Chimie physique
ROSSI André	Physiologie végétale
SAKAROVITCH Michel	Mathématiques appliquées
SARROT REYNAUD Jean	Géologie
SAXOD Raymond	Biologie animale
SOUTIF Jeanne	Physique
SCHOOL Pierre-Claude	Mathématiques appliquées
STUTZ Pierre	Mécanique
SUBRA Robert	Chimie
VIDAL Michel	Chimie organique
VIVIAN Robert	Géographie



*à mes parents.....  
et à mes frères et soeurs de coeur.*





*Je tiens à remercier :*

- *Madame Gabrièle SAUCIER d'avoir bien voulu m'accueillir dans son équipe de recherche, d'avoir assuré l'encadrement scientifique de ce travail, d'avoir eu la patience d'attendre la conclusion et de m'avoir fait l'honneur d'accepter de présider le jury de cette thèse,*
- *Madame G. GEBHARDT et Monsieur A. RAMBERT de la RTC pour leur collaboration et leurs suggestions constructives dans le développement des logiciels présentés dans cette thèse,*
- *Madame M. BECKER , chargée de recherche au CNRS,*  
*Monsieur M. FONTET, professeur à l'Université de Paris VI, et*  
*Monsieur J. REDOLFI de Thomson - DCS,*  
*d'avoir accepté de faire partie du jury de cette thèse.*

*Je voudrais également remercier tous mes collègues et ami(e)s du Laboratoire "Circuits et Systèmes" avec qui il me fût très agréable de travailler. En particulier, je tiens à souligner le fait que bon nombre d'idées nouvelles sont le fruit des réflexions communes du groupe "implantation automatisée".*

*Enfin, je tiens à remercier toutes les personnes qui ont assuré la réalisation technique de cet ouvrage ; en particulier Mesdames C. CAZAUX, S. HUMBLLOT et S. ROCHE.*



## TABLE DES MATIERES

AVANT-PROPOS

### PARTIE A : ETUDE THEORIQUE

#### CHAPITRE I : INTRODUCTION : Implantation de circuits sur réseaux structurés

1	Implantation de circuits intégrés	
1.1	Conception d'un circuit intégré	9
1.2	Problèmes de l'implantation de circuits intégrés	10
1.3	Structuration de l'implantation	12
2	Réseaux de cellules	
2.1	Notion de cellules de bibliothèque	12
2.2	Caractéristiques de l'implantation sur réseaux de cellules	13
2.3	Cellules pré-caractérisées	14
2.4	Cellules standards	15
2.5	Cellules prédiffusées	16
3	Hiérarchisation de l'implantation	
3.1	Conception hiérarchisée	18
3.2	Implantation hiérarchisée	19
	Conclusion	

#### CHAPITRE II : Placement

introduction

##### I Objectifs du placement

I.1	Principe du placement	26
I.2	Description du réseau logique	27

I.3	Contraintes de placement	30
I.4	Préparation du tracé	31
I.5	Coût d'un placement	34
I.6	Evaluation des critères de placement	36
I.6.1	Critère de longueur des connexions	37
I.6.2	Critères de densité des connexions	39
I.6.3	Critère lié au nombre de croisements	42
I.6.4	Critère de forme et de surface	42
I.7	Choix de la fonction de coût	43
II	<u>Méthodes de placement</u>	
II.1	Principes généraux et stratégies de placement	
II.1.1	Formalisation du problème	46
II.1.2	Hiérarchisation du placement	47
II.1.3	Heuristiques d'essais	49
II.2	Méthodes de placement constructif	
II.2.1	Méthodes non déterministes	52
II.2.2	Stratégies de placement constructif déterministe	53
II.2.3	Stratégie ascendante	54
II.2.3.1	Principe des heuristiques de placement	54
II.2.3.2	Règle de sélection des éléments	56
II.2.3.3	Placement constructif par croissance épitaxiale	58
II.2.3.4	Placement constructif par relaxation	59
II.2.3.5	Placement constructif du type "serpent"	60
II.2.3.6	Conclusion	62
II.2.4	Stratégie descendante	63
II.2.4.1	Principe général	63
II.2.4.2	Algorithme d'une bipartition	64
II.2.4.3	Stratégie générale du placement par bipartitionnements successifs	66
II.2.4.4	Méthodes guidées par une pré-structuration logique des éléments	67
II.2.4.5	Méthodes guidées par une pré-structuration topologique des sites	68

II.2.4.6	Conclusion	70
II.2.5	Importance du placement constructif	71
II.3	Méthodes d'améliorations itératives du placement	
II.3.1	Méthodes stochastiques	72
II.3.2	Méthodes déterministes	73
II.3.2.1	Méthodes semi-énumératives	73
II.3.2.2	Méthodes par vecteur de force	74
II.3.2.3	Méthodes par relaxation	75
II.3.2.4	Echanges entre plusieurs éléments	76
II.3.2.5	Limitations des procédures d'échanges	77
III	<u>Choix et optimisation des méthodes de placement</u> <u>sur réseaux structurés</u>	
	introduction	
III.1	Etudes des caractéristiques logiques d'un réseau de cellules	
III.1.1	Modélisation réaliste du réseau logique	79
III.1.2	Evaluation des critères de connectivité	81
III.2	Etude des caractéristiques topologiques d'un réseau structuré	
III.2.1	introduction	83
III.2.2	Disposition des ressources d'interconnexion	84
III.2.3	Topologie des cellules	88
III.2.4	Nature des ressources d'interconnexion	88
III.2.5	Conclusion	89
III.3	Etude des méthodes de placement du type "serpent"	
III.3.1	Domaine d'application privilégié	90
III.3.2	Extension à d'autres structures topologiques	92
III.3.3	Conclusion	95
III.4	Etude des méthodes de placement par développement de noyau	
III.4.1	Domaine d'application privilégié	95
III.4.2	Extension à des structures non-matricielle	96
III.4.3	Règles de sélection des éléments	98

III.5	Etude des méthodes de placement par relaxation	
III.5.1	Détermination de $\epsilon$	108
III.5.2	Détermination de DIST	110
III.6	Etude des méthodes de placement par bipartitionnements	
	Introduction	112
III.6.1	Ordonnancement optimum des bipartitions	114
III.6.2	Limitations des méthodes de placement par bipartitionnements	138
III.7	Optimisation des critères de densité dans un réseau structuré	
III.7.1	Mesure des densités de connexions	145
III.7.2	Nombre de lignes de coupe et nature des critères de densité	147
III.7.3	Position des lignes de coupe et effet de partition	149
III.7.4	Nombre de lignes de coupe et effet de partition	152
III.8	Conclusion	154

## CHAPITRE III : Tracé des connexions

I	<u>Méthodes de tracé</u>	
I.1	Buts de la phase de tracé	
I.1.1	Critères intrinsèques du tracé	157
I.1.2	Critères globaux du tracé	158
I.1.3	Antagonismes entre les critères de tracé	159
I.2	Stratégies générales de tracé	160
I.3	Tracé discret des connexions	
I.3.1	Modélisation du problème	162
I.3.2	Heuristiques des traceurs de labyrinthe	162
I.3.3	Tracé d'une connexion multi-terminale	165
I.3.4	Limitations des traceurs de labyrinthe	170
I.3.5	Conclusion	172

I.4	Tracé global des connexions	
I.4.1	Principe du tracé global	173
I.4.2	Représentation des zones d'interconnexion	174
I.4.3	Objectifs du tracé global	175
I.4.4	Evaluation des densités de connexions	176
I.4.5	Méthodes de recherche de chemin	179
I.4.6	Coût de traversée d'une zone	186
I.4.7	Stratégie générale du tracé global	188
I.4.8	Conclusion	193
I.5	Tracé des connexions dans les canaux	
I.5.1	Modélisation du problème	194
I.5.2	Algorithmes des "traceurs de canaux"	195
I.5.3	Implantation multi-canal	198
I.5.4	Conclusion	199
II	<u>Optimisation du tracé global des connexions sur réseaux de cellules prédifusés</u>	
	Introduction	200
II.1	Optimisation de l'algorithme de tracé global	
II.1.1	Modélisation des connexions	201
II.1.2	Modélisation du réseau-hôte	203
II.1.3	Optimisation du tracé d'une connexion multi-terminale	206
II.2	Détermination d'une fonction de coût "optimale"	209
II.2.1	Expression complète de la fonction de coût	209
II.2.2	Coût réduit associé à l'ensemble des critères intrinsèque de tracé	211
II.2.3	Coût réduit associé aux critères de densité	214
II.2.4	Compromis entre les critères intrinsèques et les critères de densité.	225
II.3	Optimisation de la stratégie générale de tracé	229
II.3.1	Améliorations itératives sans modification de la fonction de coût	229
II.3.2	Améliorations itératives avec modification dynamique de la fonction de coût.	236



**Partie B : Etude de cas : Implantation automatisée sur réseaux  
de cellules prédifusés : Le système IACA**

**INTRODUCTION**

<b>CHAPITRE I : <u>Caractéristiques des réseaux ACE</u></b>	
1 : Description de la structure-hôte	245
2 : Description des ressources d'interconnexion	247
3 : Caractéristiques des circuits implantés	248
4 : Contraintes de conception	249
<b>CHAPITRE II : <u>Présentation du système IACA</u></b>	
1 : Domaine d'application	251
2 : Principe du système	251
3 : Organigramme général	252
4 : Interface concepteur/machine	253
<b>CHAPITRE III : <u>Placement</u></b>	
1 : Stratégie générale	254
2 : Choix des critères et expression du coût global du placement	256
3 : Placement constructif	265
4 : Améliorations itératives du placement	273
<b>CHAPITRE IV : <u>Tracé global des connexions</u></b>	
1 : Buts du tracé global	281
2 : Modélisations du réseau-hôte	282
3 : Expression de la fonction-coût	285
4 : Algorithme de tracé d'une connexion	290
5 : Stratégie de tracé	297
<b>CHAPITRE V : <u>Tracé final des connexions</u></b>	
1 : Principe	304
2 : Traitement d'un canal	305
3 : Stratégie générale	305
<b>CHAPITRE VI : <u>Performances</u></b>	307

## RESUME

L'objet de cette thèse est l'étude des méthodes d'implantation automatisée de circuits intégrés sur les réseaux organisés en bandes ou en matrice de cellules. Ces réseaux structurés sont principalement des réseaux de cellules précaractérisées et les réseaux prédiffusés.

Dans la première partie, nous étudions les méthodes de placement et de tracé des connexions. L'étude des méthodes de placement traite d'abord de l'évaluation des critères d'optimisation et de leur prise en compte dans la fonction de coût du placement ; puis nous présentons les heuristiques de placement suivant une classification synthétique afin de mettre en évidence leurs avantages, leurs inconvénients et leur domaine d'application. Nous montrons les principes d'adaptation des méthodes de placement au traitement des réseaux structurés, à partir d'une analyse des caractéristiques topologiques de ces structures ; de nombreuses optimisations des heuristiques existantes sont proposées en conséquence.

L'étude des méthodes de tracé concerne l'implantation des connexions dans les structures à canaux d'interconnexion. Nous détaillons les stratégies basées sur une décomposition du traitement en deux phases successives : le tracé global des connexions et le tracé des canaux.

Nous étudions plus particulièrement l'optimisation des méthodes de tracé global sur les réseaux prédiffusés.

La deuxième partie sera consacrée à la présentation d'un système d'implantation automatisée sur les réseaux de cellules prédiffusés, structurés en matrice de macro-sites.

### Mots-clés :

C.A.O. - Circuit intégré - Implantation automatisée - Placement - Tracé - Tracé global - Réseau structuré - Réseau précaractérisé - Réseau prédiffusé.



### AVANT-PROPOS

Les progrès technologiques constants dans le domaine des circuits intégrés permettent d'implanter physiquement des réseaux logiques de plus en plus complexes pour un coût de fabrication de plus en plus faible. Mais l'augmentation de la complexité des circuits intégrés a introduit un temps de conception, donc un coût de conception, de plus en plus lourd ; en particulier dans les étapes de simulations logiques et électriques, d'implantation et de test des circuits.

Pour éviter que ce coût de conception ne devienne prohibitif, la conception de circuits intégrés complexes nécessite de nouvelles méthodologies de travail et des moyens de C.A.O. adaptés à chaque étape.

Les méthodologies de conception logique, électrique, topologique et technologique ont pour but de simplifier les étapes de la conception d'un circuit intégré et d'en minimiser leurs interactions.

Elles sont caractérisées par les points suivants :

- prise en compte de la hiérarchisation architecturale du circuit jusqu'au niveau topologique.
- simplification de la conception logique, électrique et topologique par l'emploi de cellules pré-définies, constituées en bibliothèque de macro-fonctions (cellules pré-caractérisées ou "building blocks").
- simplification de l'implantation par l'utilisation de standards de forme et de taille des blocs fonctionnels (réseaux de cellules standards ou "standard cells").
- simplification de la conception électrique et topologique par l'emploi d'éléments actifs pré-dimensionnés qui sont pré-implantés sur le réseau-hôte (réseaux prédiffusés) ou non (implantation symbolique).

Ces principes de conception introduisent des contraintes qui limitent l'optimisation simultanée de toutes les étapes de la conception, en particulier l'optimisation électrique et topologique ; mais ils sont de plus en plus employés car, seul, un petit pourcentage des circuits intégrés LSI ou VLSI peut justifier le coût de conception élevé d'une optimisation complète (circuits clients ou "full-custom").

Les trois derniers principes de conception, utilisés séparément ou combinés (réseaux de cellules prédiffusés) introduisent, de plus, une structuration topologique du circuit implanté en bandes ou en matrice d'éléments.

Cette structuration conditionne le choix d'une méthode d'implantation adaptée, mais, en contre-partie, les régularités topologiques ainsi introduites permettent une automatisation complète et efficace.

Nous traiterons, dans la première partie de cette thèse, des méthodes d'implantation automatique de circuits intégrés, et plus particulièrement, de l'adaptation de ces méthodes à l'implantation sur les circuits structurés topologiquement.

Le premier chapitre décrira, à l'aide d'exemples réels, les différents types de structurations topologiques et les différentes contraintes technologiques ou de conception qu'on rencontre habituellement lors de l'implantation des circuits intégrés.

Nous présenterons dans les deux chapitres suivants les méthodes d'implantation automatique de circuits intégrés.

Pour chacune des étapes de l'implantation, à savoir le placement et l'interconnexion des éléments,

nous présenterons d'abord les contraintes et l'évaluation des critères à optimiser;

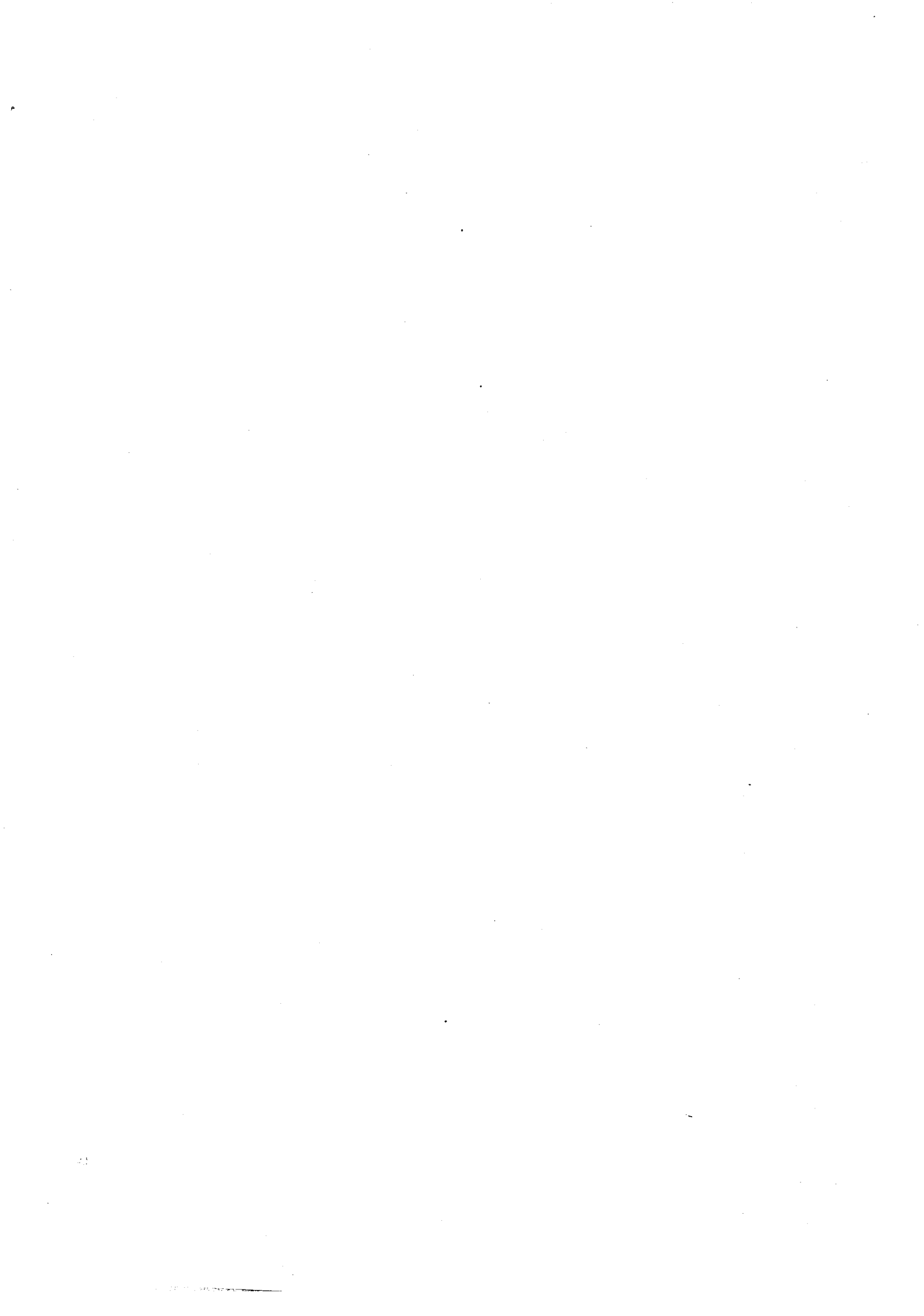
puis, nous présenterons les méthodes utilisées selon une classification synthétique des stratégies employées, de façon à mettre en évidence leurs avantages, leurs inconvénients et leurs domaines d'application;

enfin, nous proposerons une étude critique de l'adéquation ("suitability") des méthodes et des critères d'évaluation aux différents problèmes d'implantation.

Le but de ces chapitres est de mettre en évidence l'importance des contraintes et des critères réels d'un problème d'implantation dans le choix d'une méthode d'implantation automatique efficace, et de proposer en conséquence des critères d'analyse de ces caractéristiques qui permettent de définir d'une manière optimale tous les niveaux d'une méthode : modélisation du problème, stratégie d'implantation, heuristique utilisée et évaluation des critères.

La deuxième partie de cette thèse sera consacrée à la présentation d'un système d'implantation automatique sur réseaux de cellules prédéfinies qui a été conçu en fonction de l'analyse des caractéristiques logiques et topologiques de ce type de structures.

PARTIE A  
ETUDE THEORIQUE



CHAPITRE I

INTRODUCTION :

IMPLANTATION DE CIRCUITS SUR RESEAUX STRUCTURES





## 1 IMPLANTATION DE CIRCUITS INTEGRES

### 1.1 Conception d'un circuit intégré

La conception de circuits intégrés devient de plus en plus longue et complexe au fur et à mesure que leurs densités d'intégration augmentent :

on considère que la conception d'un circuit VLSI (Very Large Scale Integration, c.a.d de 10.000 à 100.000 éléments actifs) nécessite 15 à 30 hommes/années et représente une proportion importante de son coût de revient.

La méthodologie de conception d'un circuit intégré doit donc suivre une démarche descendante, structurée en étapes successives (figure 1).

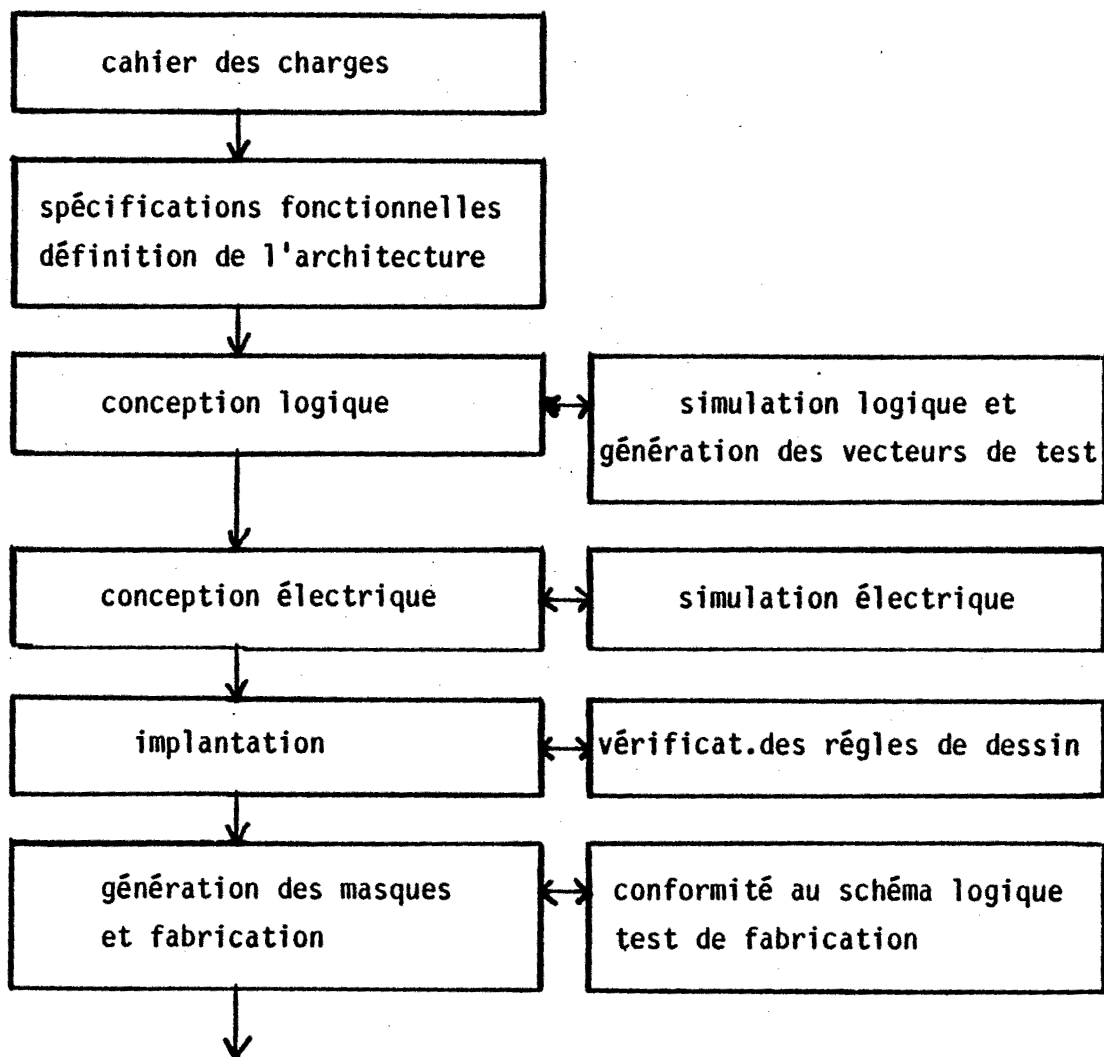


figure 1 : Etapes de la conception d'un circuit intégré

Des outils CAO de simulation et de vérification ont été développés depuis quelque années à tous les stades de la conception. Le besoin d'utiliser des outils encore plus "intelligents" est devenu particulièrement impérieux pour la phase d'implantation : on considère, en effet, que l'implantation d'un circuit de 10 000 éléments actifs requiert les 2/3 des 15 hommes/années nécessaires à sa conception.

## 1.2 Problèmes de l'implantation de circuits intégrés

L'implantation d'un circuit intégré consiste à répartir le réseau logique correspondant au circuit sur une structure-hôte : la "puce".

Cette phase est généralement décomposée en deux étapes :

- le placement des éléments actifs (transistors, diodes ou résistances) qui ont été dimensionnés lors de la conception électrique.
- l'interconnexion de ces éléments suivant la description logique du circuit.

Chacune de ces parties est soumise à des contraintes technologiques et à des contraintes de conception nombreuses ; dont les plus impératives sont :

- la minimisation de la surface du circuit afin d'en optimiser la fiabilité et de minimiser le coût de fabrication par pièce.
- la réalisation des interconnexions conformément aux spécifications électriques : la résistance et la capacité de chaque connexion doivent être minimisées de façon à augmenter la vitesse de fonctionnement du circuit.
- le respect des règles de dessin des masques : la nécessité d'éviter les courts-circuits et les problèmes de diaphonie entre les signaux se traduisent par des règles d'écartement entre les zones actives qui sont différentes suivant le matériau utilisé, et par des limitations sur les longueurs de superposition entre deux connexions placées sur des niveaux différents.

A ces contraintes universelles des circuits intégrés, s'ajoutent de nombreux autres critères qui dépendent de la technologie utilisée, ou de la méthodologie de conception tels que :

- l'optimisation d'un critère de forme du circuit : rapport longueur/largeur prédéterminé.
- la position fixée ou ordonnée des plots d'entrée-sortie reliés aux broches.
- la minimisation absolue de la vitesse de propagation du signal pour certaines connexions (ligne d'horloge, signaux de commande, etc...)

De plus, à cause de l'impossibilité d'estimer, au cours de la conception électrique du circuit, la longueur des connexions et la nature des matériaux utilisés (aluminium, poly-cristallin, diffusé, etc...) qui possèdent des caractéristiques de résistivité et de capacité très différentes ; les interactions entre l'implantation topologique des connexions et le dimensionnement électrique des portes sont importantes et peuvent même amener à modifier localement la conception logique des opérateurs.

Cette inter-dépendance des phases de conception électrique et d'implantation va, évidemment, à l'encontre d'une conception strictement descendante d'un circuit intégré.

Enfin, la complexité des circuits VLSI est telle que les étapes de placement des éléments et de tracé de leurs interconnexions ne peuvent pas être traitées indépendamment car une partie importante du réseau-hôte doit être réservée à la réalisation des connexions : on considère, par exemple, que les connexions d'un micro-processeur occupent jusqu'à 80 % de sa surface [SOU81]

### 1.3 Structuration de l'implantation

On utilise couramment deux méthodologies de conception, dont l'emploi modifie les conditions d'implantation :

- stratégie "diviser pour conquérir" : dès l'étape de la définition de l'architecture les circuits sont découpés en unités fonctionnelles qui sont réparties selon un plan de masse du circuit. Ce découpage du réseau qui est conservé jusqu'à l'étape de l'implantation fine, peut posséder plusieurs niveaux d'imbrications : on utilise alors une stratégie hiérarchisée de l'implantation.

- stratégie "simplifier pour résoudre" : le nombre de degrés de liberté de la conception topologique est fortement restreint par l'emploi de cellules de bibliothèque pré-définies qui sont préalablement optimisées, par la standardisation des tailles ou des formes de ces éléments, par l'emploi de règles de dessins simples (règles du pire cas) et par la définition préalable de zones réservées à l'interconnexion.

Ces stratégies introduisent en fait une structuration topologique du réseau-hôte en macro-sites, bandes ou matrice de sites.

Ces différentes structurations introduisent des contraintes, ou des critères d'implantation supplémentaires dont nous allons dégager les caractéristiques.

## 2 RESEAUX DE CELLULES

### 2.1 Notion de cellules de bibliothèques

La conception de circuits en réseaux de cellules utilisent des fonctions logiques prédéterminées dont la complexité peut varier du simple opérateur logique (NOR, NAND, inverseur) aux macro-fonctions logiques complexes telles que ALU, RAM ou ROM.

L'implantation fine de ces fonctions est préalablement optimisée électriquement et topologiquement.

Les cellules ainsi définies sont réunies dans une bibliothèque de cellules où elles sont décrites par leurs fonctions logiques, leurs topologies et leurs performances électriques.

Chaque fonction logique peut posséder plusieurs solutions d'implantation différentes (taille, forme, position des points de contact).

## 2.2 Caractéristiques générales de l'implantation sur réseaux de cellules

Lors de la phase d'implantation, les cellules sont alors considérées comme des "boîtes noires" de forme et de taille fixées sur les périmètres desquelles sont situés les points de contact à connecter. Il peut exister une équivalence logique entre plusieurs contacts différents.

Le tracé des connexions est réalisé essentiellement dans des canaux d'interconnexion uniquement réservés à cet effet.

Ils comportent, en général, 2 à 4 niveaux d'interconnexions entièrement libres, ou occupés localement sur 1 niveau par les rails d'alimentation.

Les règles de dessin sont traduites par l'utilisation d'une grille d'implantation et par des règles de non-adjacence des "vias" (passages entre les couches).

La réalisation des croisements de connexions est garantie par le choix des niveaux d'interconnexion selon des directions préférentielles (verticales sur un niveau, horizontales sur un autre).

Les contraintes électriques sont traduites par l'objectif de minimisation des longueurs de connexions et du nombre de vias.

Suivant les technologies, les éléments sont en fait plus ou moins "opaques" aux interconnexions et on peut utiliser les ressources d'interconnexion supplémentaires constituées par les passages au-dessus des cellules dans les zones laissées libres par l'intra-connexion des cellules. Les passages ("feedthrough") sont généralement limités en nombre ; leur position est fixée et leur utilisation n'est requise que pour soulager les canaux d'interconnexion (problèmes de diaphonie avec les éléments actifs).

La définition des connexions prend en compte l'existence de contacts logiques équivalents.

La phase d'implantation est alors réduite au placement des "blocs durs" représentés par les cellules et à leurs interconnexions dans les ressources d'interconnexions prévues (canaux et passages).

Suivant les caractéristiques topologiques des cellules et des ressources d'interconnexions, on obtient des objectifs d'implantation différents.

On distingue 3 classes de réseaux de cellules suivant leurs caractéristiques topologiques:

- les réseaux de cellules pré-caractérisées
- les réseaux de cellules standards
- les réseaux de cellules prédiffusés.

### 2.3 Cellules précaractérisées

La figure 2 représente un circuit composé de cellules précaractérisées .

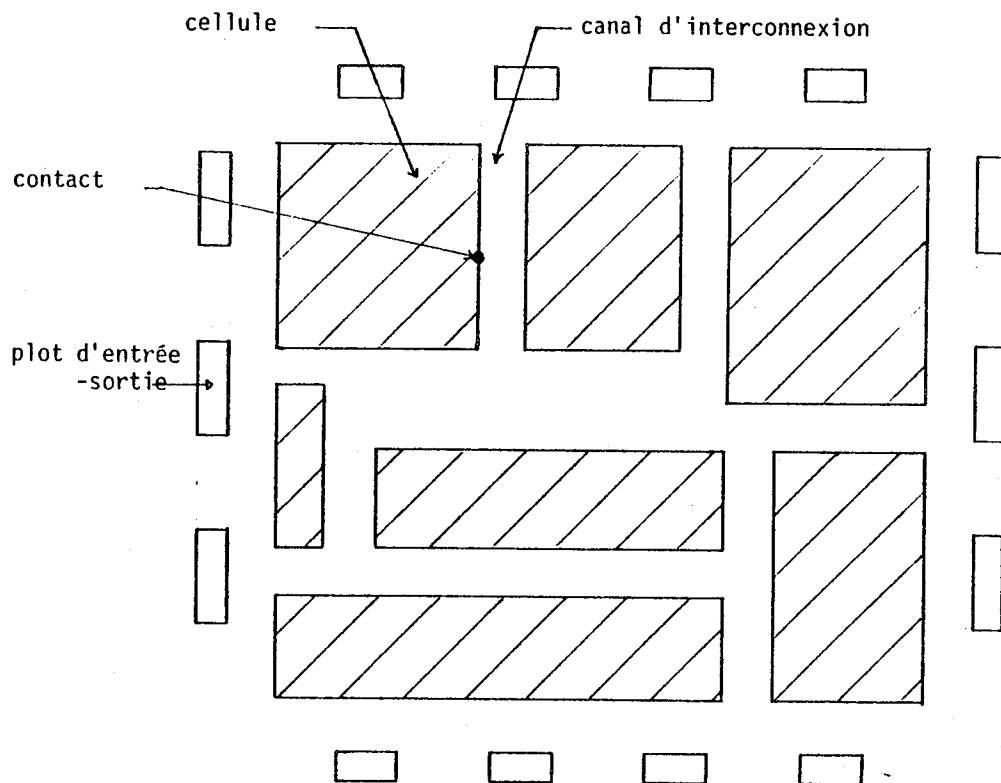


Figure 2 : Réseau de cellules précaractérisées

Il n'existe pas de contraintes sur la forme et la taille de la cellule ni sur la position des contacts qui sont situés sur toutes les faces de la cellule. Il n'existe pas non plus de structuration topologique du réseau-hôte : la localisation des cellules est libre ainsi que la position et la capacité des canaux d'interconnexion. Les cellules précaractérisées peuvent subir des rotations et des symétries.

Les problèmes d'implantation sont caractérisés par :

- la prise en compte de la complémentarité des formes polygonales des cellules, et de la disparité de leurs tailles pour atteindre l'objectif de minimisation de surface.

- l'évaluation des densités de connexions dans les canaux afin de minimiser la largeur de ces canaux suivant le même but.

#### 2.4 Cellules standards

La figure 3 donne un exemple de structure d'un réseau de cellules standards.

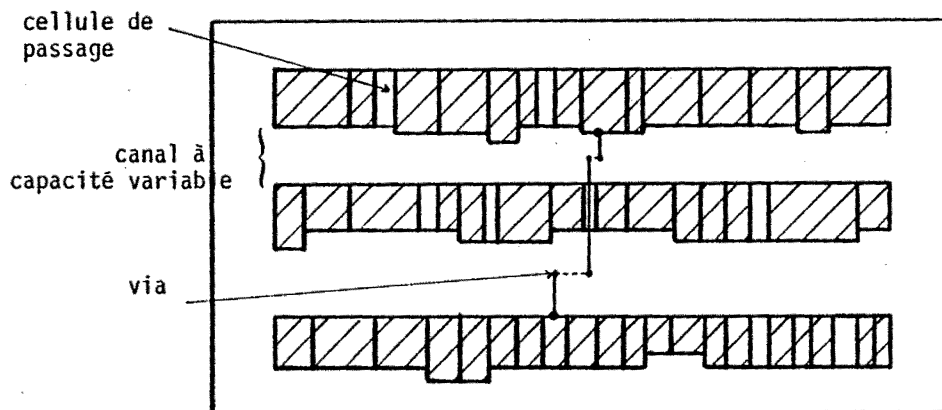


Figure 3 : Réseau structuré en bandes de cellules standards

Les cellules standards ("standard cells") possèdent une dimension sensiblement commune (dimension verticale ou horizontale fixe) et sont de taille variable dans la direction perpendiculaire (Figure 3).



Le réseau-hôte possède une structuration topologique "faible" :  
Les cellules sont disposées en rangées le long des rails d'alimentation, mais la disposition des rangées dépend de la largeur des canaux d'interconnexion dont la capacité est variable.

Les connexions sont tracées essentiellement dans les canaux d'interconnexion mais elles peuvent utiliser aussi des passages au-dessus des cellules perpendiculaires aux canaux et/ou des passages entre les cellules d'une même rangée.

Les problèmes d'implantation portent essentiellement sur :

- la minimisation de la largeur des canaux afin d'atteindre la minimisation de surface
- la gestion et l'introduction des passages entre les cellules afin d'atteindre les objectifs de minimisation des longueurs de connexion et de minimisation des densités de connexions dans les canaux.

Les cellules standards ne possèdent en général qu'une ou deux faces de contact.

Les rangées de cellules standard peuvent être groupées en macro-blocs séparés par des canaux d'interconnexion suivant une structuration matricielle.

## 2.5 Réseaux de cellules prédiffusés

Un réseau prédiffusé représente une structure d'implantation à forte contrainte. Le réseau-hôte est organisé en une matrice régulière de sites identiques ; chaque site contient un motif de base constitué d'éléments actifs non-connectés qui sont pré-implantés sur la plaquette .

La structure du réseau peut être une structure matricielle de sites (voir l'étude de cas en partie B) ou une structure en rangées de sites ( voir fig.4).

La personnalisation du réseau en un circuit particulier est réalisée en définissant uniquement les interconnexions entre les éléments actifs.

L'implantation d'une cellule de bibliothèque est réalisée par le placement des masques d'intra-connexions prédéfinis de cette cellule sur un ou plusieurs sites disponibles.

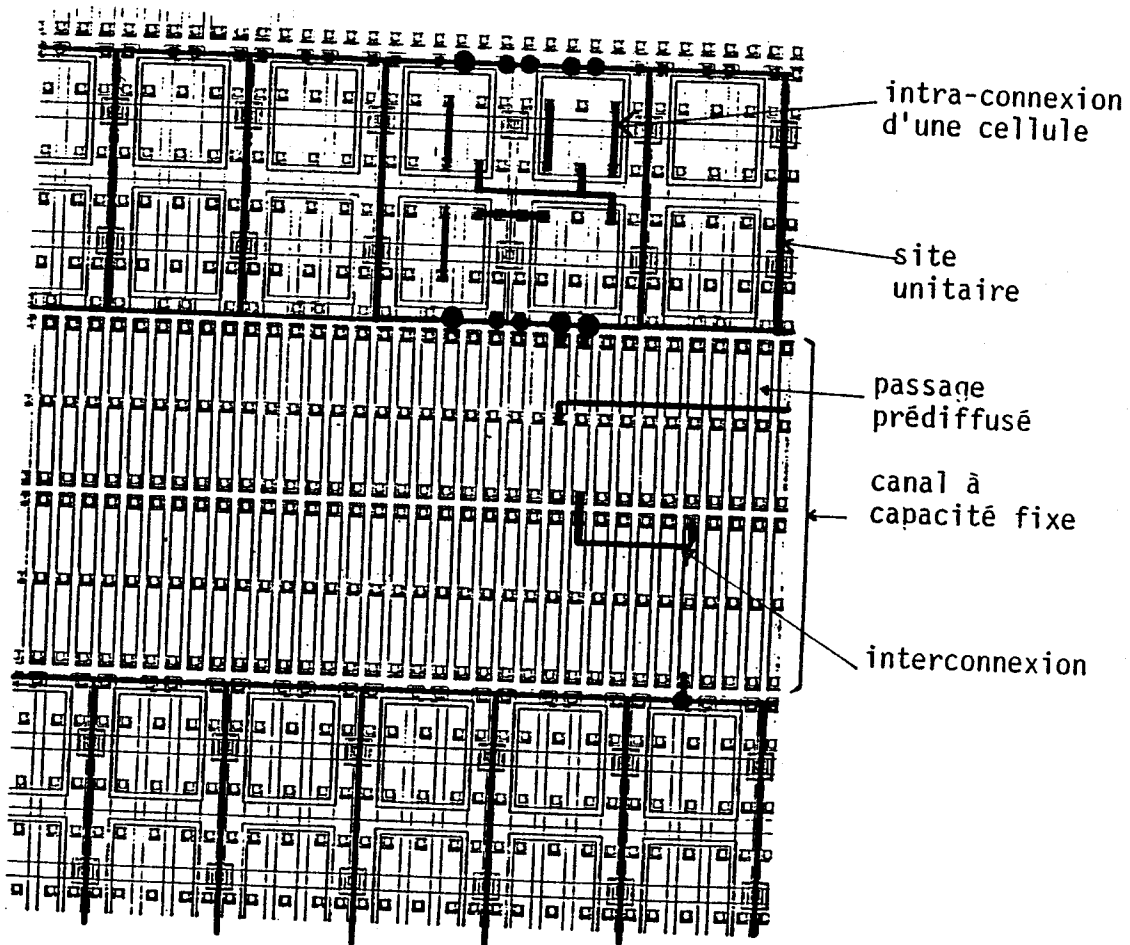


Figure 4 : Exemple d'un réseau prédiffusé CMOS à 1 niveau d'interconnexion

La structure figée d'un réseau prédiffusé introduit des contraintes d'implantation très fortes (Fig.4) :

- la position et le nombre des sites disponibles sont fixés
- la capacité des canaux d'interconnexion est fixée
- pour les technologies qui ne possèdent qu'un masque de métallisation, les croisements de connexions s'effectuent par des barrettes pré-diffusées dont l'emplacement est fixé, et dont l'accès ("vias") est également fixé.

- les cellules ne peuvent pas subir de rotations ni, en général, de symétries.
- dans les structures en bandes, l'introduction de passages supplémentaires entre les cellules nécessite de réserver des sites entiers aux tracés de ces connexions.

Le placement des cellules n'est pas soumis à ces critères de minimisation de la surface ou de la force du circuit mais la faisabilité du placement dépend néanmoins du nombre de sites réservés aux interconnexions hors des canaux.

La faisabilité du tracé n'est pas garantie car la limitation des ressources d'interconnexions peut amener à saturer des zones du circuit, rendant ainsi impossible le tracé de toutes les connexions.

### 3 - HIERARCHISATION DE L'IMPLANTATION

#### 3.1 Conception hiérarchisée

L'ensemble du circuit à implanter est décrit sous la forme de macro-éléments interconnectés.

Chaque macro-élément est lui-même décomposé en cellules interconnectées à un niveau de description plus fin. On peut ainsi définir, plusieurs niveaux de hiérarchisation du circuit.

La description hiérarchisée du circuit est généralement effectuée dès la définition de l'architecture et la conception logique à chaque niveau, le sous-circuit est décomposé en blocs fonctionnels, portes complexes ou portes de base.

Elle correspond généralement à une organisation hiérarchisée des éléments logiques dans une base de données (CASSIOPEE [1], système Siclops [PRE 78]; chaque élément pouvant éventuellement posséder une ou plusieurs solutions d'implantation réalisées préalablement.

- La hiérarchisation du circuit introduit une hiérarchisation de l'implantation
- dans chaque niveau de hiérarchie, les éléments sont implantés sur une macro-structure associée à ce niveau
  - les niveaux d'implantation sont traités successivement

Aux contraintes d'implantation de chaque niveau de hiérarchie, s'ajoutent les contraintes supplémentaires dues à l'estimation de l'implantation du niveau de hiérarchie traité postérieurement.

### 3.2 L'implantation hiérarchisée

On peut définir 2 approches d'une implantation hiérarchisée :

- une approche ascendante

Les blocs sont contruits d'abord au niveau le plus bas de la hiérarchie, puis assemblés en macro-blocs englobant au niveau de hiérarchie supérieure ; le processus est poursuivi jusqu'au traitement des macro-blocs du 1er niveau de hiérarchie qui constitue l'implantation complète du circuit. Cette approche correspond de préférence à une méthodologie de conception dans laquelle la hiérarchisation logique du circuit est déjà effectuée ; elle convient particulièrement aux réseaux dont une partie ou la totalité des éléments ont été prédéfinis sous forme de cellules dans une bibliothèque (blocs "durs").

A chaque niveau de hiérarchie, l'implantation des blocs en un macro-bloc peut être optimisée en fonction des critères intrinsèques d'implantation du macro-bloc, le problème primordial est l'estimation des contraintes et des critères introduits pour l'implantation du macro-bloc au niveau supérieur (taille, forme, position des connexions externes).

- une approche descendante :

Le circuit est partitionné en macro-blocs au niveau le plus haut de la hiérarchie ; l'implantation des macro-blocs, dont la taille et la forme sont estimées, est optimisée avant de passer au traitement des niveaux inférieurs de la hiérarchie. Cette approche correspond, de préférence, à l'implantation sur un réseau-hôte dont la structuration topologique est préalablement fixée.

A chaque niveau de hiérarchie, l'implantation des blocs peut être optimisée en fonction des contraintes extérieures (longueur des connexions, taille et forme estimées des blocs), le problème primordial étant la faisabilité et l'optimisation des blocs de niveau inférieur.

Les problèmes posés par une approche multi-niveaux de l'implantation ont été discutés par [MAL 82] et [SOU 81] : l'approche généralement utilisée consiste à estimer d'abord les contraintes imposées par les niveaux supérieurs en effectuant un partitionnement du circuit selon une approche hiérarchisée descendante, puis à construire effectivement l'implantation en optimisant l'implantation de chaque niveau selon une approche hiérarchisée ascendante.

On peut remarquer que la hiérarchisation de l'implantation demande une prise en compte importante des contraintes telles que taille et forme estimées d'un bloc ou position des connexions externes dans l'optimisation de l'implantation de tous les niveaux de la hiérarchie ; de plus, à chaque niveau, les critères intrinsèques d'implantation peuvent dépendre d'une structuration topologique différente du circuit-hôte.

La figure 5 représente un exemple non-réel mais possible de circuit conçu selon une approche hiérarchisée :

- le 1er niveau est constitué de blocs "durs" (cellules pré-caractérisées) et de blocs "mous" dont les tailles, formes et positions des contacts ne sont qu'estimées ;
- le deuxième niveau des "blocs mous" est composé de rangées de cellules standards ;
- le troisième niveau représente la décomposition des cellules standards en un réseau de portes organisées en rangées.

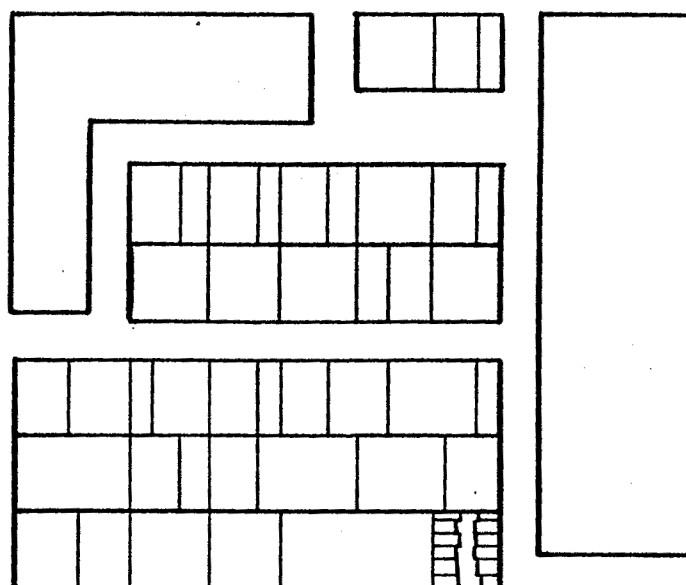


Figure 5 : Exemple de structures d'implantation à plusieurs niveaux  
d'une implantation hiérarchisée

### CONCLUSION

L'implantation d'un circuit complexe est une phase longue, coûteuse et elle est soumise à des nombreux retours en arrière vers la conception électrique et logique du circuit.

Les méthodologies de conception (hiérarchisation du circuit, conception en réseaux de cellules ou réseaux de portes) permettent d'utiliser une approche de conception plus structurée mais introduisent en conséquence des contraintes d'implantation plus nombreuses et plus diversifiées :

en particulier, il est nécessaire de tenir compte prédictivement des densités de connexions dans les canaux d'interconnexion dès la phase de placement pour garantir un résultat optimal, ou au moins acceptable, au cours de la phase de tracé des connexions.

En contre-partie, elles introduisent une standardisation des caractéristiques topologiques des éléments et des ressources d'interconnexion, et une structuration topologique du réseau-hôte.

Ces régularités favorisent l'utilisation de méthodes d'implantation automatisée efficaces et rapides sous réserve que ces méthodes puissent prendre en compte les contraintes réelles de l'implantation.



CHAPITRE II

PLACEMENT





## INTRODUCTION

L'obtention d'un bon placement est la condition impérative d'une implantation complète et satisfaisante d'un circuit.

La qualité d'un placement dépend non seulement de l'optimisation des critères de placement proprement dits (minimisation de la surface par exemple) mais aussi de la prédiction du tracé ultérieur des connexions. Mais la détermination d'un critère prédictif de faisabilité du tracé, ou de critères simples d'optimisation prédictive du tracé n'est pas triviale ; le placement est le domaine de l'implantation automatique dans lequel les échecs sont les plus courants, et les plus frappants au regard des solutions trouvées manuellement.

De plus, contrairement aux souhaits des utilisateurs, il apparaît qu'il n'existe aucune méthode universelle de placement permettant de résoudre efficacement tous les problèmes existants.

L'axe de ce chapitre sera de montrer, à l'aide de cas réels, l'importance des contraintes de placement dues aux caractéristiques logiques du circuit implanté, et topologiques du réseau-hôte quant au choix :

- des critères d'optimisation du placement
- de leur prise en compte dans l'établissement de la fonction de coût qui permet d'évaluer la qualité d'un placement
- de la stratégie et des méthodes de placement

Le chapitre est divisé en trois parties :

- dans la première partie, nous détaillerons les différents critères de placement et leurs évaluations pour différents types de problèmes de placement, puis nous discuterons de l'établissement d'une fonction de coût adaptée à chaque problème.

- dans la deuxième partie, nous présenterons une étude bibliographique des stratégies et des algorithmes de placement en insistant particulièrement sur les axes de développement récents. Cette présentation suivra une classification synthétique des heuristiques utilisées.

- la dernière partie proposera des critères d'analyse des caractéristiques de placement sur les réseaux structurés ; puis une comparaison et une optimisation des méthodes de placement selon ces critères.

## I - OBJECTIFS DU PLACEMENT

### I.1 Principe du placement

La phase de placement a pour but d'assigner à chaque élément (bloc, cellule, porte) du circuit logique un site sur le réseau physique.

La position et/ou la taille des sites peuvent être libres (cas général) ou prédéterminées (logique structurée, réseau prédiffusé).

La phase de placement répond à deux objectifs principaux :

- placer tous les éléments du circuit logique sur le réseau
- préparer la phase de tracé des connexions

Le premier objectif est, en général, soumis à certaines contraintes de placement qui se présentent :

- soit sous la forme de règles impératives : (non recouvrement des cellules, utilisation des sites pré-définis)
- soit sous la forme de critères à optimiser (minimisation de la surface du circuit).

La préparation du tracé des connexions est un objectif primordial d'un bon programme de placement sans quoi une solution choisie pourrait ne pas être implantable.

Elle est traduite par les objectifs suivants :

- garantir la faisabilité du tracé,
- préparer l'optimisation des critères de tracé.

Il est donc nécessaire d'évaluer prédictivement les possibilités de tracé et la qualité du résultat ; ces objectifs sont pris en compte lors du placement sous la forme de critères liés au tracé.

Le choix de la stratégie et des algorithmes de placement dépend grandement des contraintes imposées et des critères à optimiser.

## I.2 Description du réseau logique

La description du réseau logique est bi-partie ; elle comprend :

- la liste des éléments à placer :

chaque élément est décrit par sa topologie (taille, forme, position des points de contact) et par la liste des équipotentiels reliés à chacun de ses contacts.

La description topologique d'un élément est généralement constituée par un ensemble de rectangles ; mais elle est beaucoup simplifiée lorsqu'il existe une standardisation des cellules (cellules standards ou prédéfinies) : la taille de la cellule est alors évaluée en nombre de sites unitaires.

A ces données, peuvent être ajoutées des indications supplémentaires qui correspondent aux contraintes de placement (contraintes de position sur l'élément, etc...).

- la liste des équipotentiels :

chaque équipotentielle est décrite par ses points de contact sur les éléments.

A ces données peuvent être ajoutées des indications supplémentaires qui correspondent à une évaluation prédictive de certains critères (indice de "criticité" de la minimisation de la longueur, nombre de contacts placés, etc...)

Ce type de description peut être représenté sous la forme d'un graphe biparti (fig 6b) dont les noeuds appartiennent soit à la classe des éléments, soit à la classe des équipotentiels, et dont les arcs représentent une liaison entre une équipotentielle et un point de contact sur un élément.

Elle permet de traiter sous leurs formes réelles les éléments (en particulier si la topologie des cellules est diversifiée) et les connexions (en particulier, le fait que les connexions sont généralement multi-terminales).

Néanmoins, on utilise généralement une description plus simplifiée du réseau logique : le graphe de connectivité du circuit (fig 6c) :

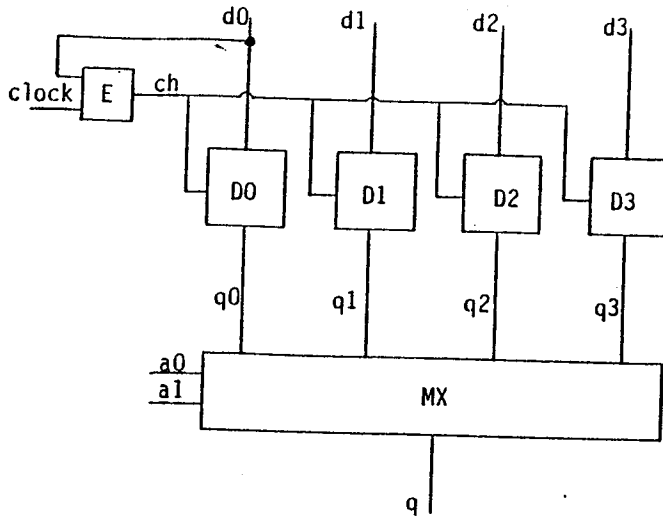
- les noeuds du graphe correspondent aux éléments du réseau logique.  
La description de l'élément est limitée à ses caractéristiques de taille et de forme.
- les arcs du graphe correspondent aux relations de connectivité entre les éléments du graphe :
  - un arc représente l'existence d'au moins une connexion commune aux deux éléments représentés par les noeuds de cet arc.
  - chaque arc est pondéré par le nombre de connexions qu'il représente.

Cette représentation est utilisée pour évaluer des critères d'attraction entre les éléments basés sur leurs relations de connectivité : ces critères guident les heuristiques des méthodes de placement (cf II.II).

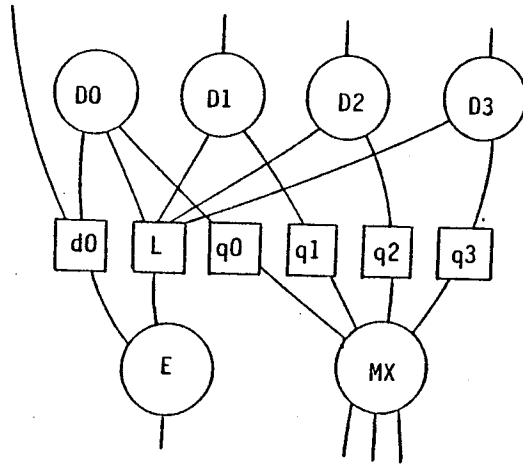
Mais elle est également utilisée en tant que représentation unique du circuit dans certaines méthodes de placement (en particulier, les méthodes antérieures à l'apparition des méthodes basées sur l'optimisation des critères de densités [BRE 77]) : dans ce cas, la position des contacts d'un élément est assimilée au centre de la cellule.

L'évaluation des critères de placement liés au tracé, en particulier des critères de densité, est alors moins fidèle à la réalité mais plus simple et plus rapide à calculer.

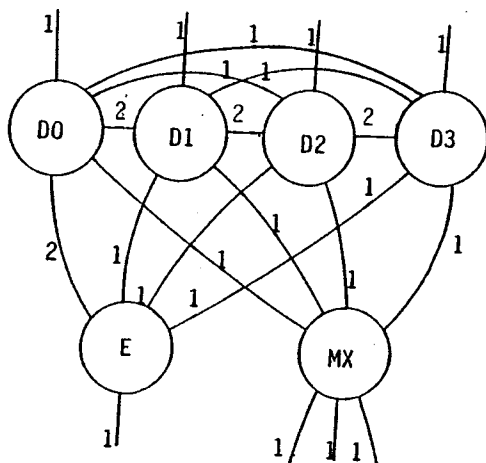
Nous présenterons aux paragraphes III.1.1 et III.2.1 une critique de cette approche.



a) Exemple de circuit



b) Représentation du circuit  
sous forme d'un  
graphe biparti



c) Représentation du circuit  
sous forme d'un  
graphe de connectivité

Figure 6 : Modélisations du réseau logique

### I.3 Contraintes de placement

#### I.3.1 Contraintes impératives

Le placement des éléments doit suivre plusieurs règles impératives :

La plus évidente est d'implanter tous les éléments sans recouvrement entre eux ; mais la prise en compte, dans un programme, de cette contrainte n'est pas simple lorsque les éléments ont des formes irrégulières, c'est à dire non rectangulaires.

La structuration topologique des réseaux de cellules permet de respecter simplement cette contrainte par la mise à jour de l'occupation des sites unitaires utilisés.

Par contre elle impose des contraintes sur la localisation des sites utilisables :

- soit que la position des sites soit fixée pour les réseaux fortement structurés (réseaux pré-diffusés)
- soit que la position relative des sites soit ordonnée pour les réseaux faiblement structurés (réseaux de cellules standards, logiques en bande, etc...).

D'une manière générale, le réseau est également structuré en zones interdites ou réservées à certains types de cellule : répartition périphérique des cellules d'entrée/sortie, répartition des cellules standards en bandes de cellules de hauteurs proches, découpage préalable du réseau-hôte suivant une approche hiérarchisée du placement.

D'autre part, on utilise fréquemment des contraintes sur la position de certaines cellules : typiquement les cellules d'entrée-sortie reliées aux broches :

- soit l'emplacement de la cellule est prédéterminé
- soit la cellule est affectée à une face prédéterminée
- soit les positions des cellules d'une face sont fixées selon un ordre strict.

L'ensemble de ces contraintes de placement ainsi que les règles de garde entre les éléments sont respectées en autorisant ou interdisant les opérations de placement effectuées par le programme en fonction de l'état des sites du réseaux-hôte :

site libre/site occupé, type de cellule acceptée, etc...

### I.3.2 Critères de placement

Les contraintes de taille et de forme du circuit implanté sont exprimées sous la forme de critères liés au placement proprement dit :

- la minimisation de la surface du circuit est traduite par le critère de minimisation du rectangle englobant ce circuit.
- l'optimisation du facteur de forme du circuit correspond au critère d'optimisation d'un rapport longueur/largeur du rectangle englobant le circuit par rapport à une valeur prédéterminée.

Ces critères ne sont évidemment pas utilisés lorsque la structure du réseau est figée (réseaux prédiffusés).

Ils demandent l'évaluation de la surface occupée par le circuit implanté, c'est à dire non seulement de l'espace occupé par les éléments mais aussi de l'espace occupé par les interconnexions du circuit. L'évaluation de ces critères repose donc en grande partie sur l'évaluation de la largeur des canaux d'interconnexion, c'est-à-dire sur l'évaluation prédictive des densités de connexions dans ces canaux.

### I-4 Préparation du tracé

L'optimisation prédictive du tracé de connexion est une condition fondamentale d'un bon programme de placement.

Afin d'éviter un échec coûteux de la phase de tracé, la solution du placement doit permettre :

- de garantir l'implantation de toutes les connexions c'est à dire de garantir la faisabilité du tracé
- de tendre vers l'optimisation des critères propres au tracé



#### I.4.1 Critères de placement liés au tracé

Les objectifs du tracé sont détaillés et justifiés dans le chapitre III. Ils peuvent être préparés en tenant compte, dans la phase de placement, des critères suivants :

- implantation de toutes les connexions : existence de passages libres pour le tracé des connexions.
- optimisation de critères intrinsèques des tracés :
  - \* minimisation de la longueur estimée des connexions
  - \* minimisation du nombre estimé de croisements
  - \* etc ...
- optimisation de critères globaux de tracé :
  - \* uniformisation de la densité estimée des connexions sur le réseau
  - \* minimisation et uniformisation des densités estimées de connexions dans les canaux pour les structures à canaux d'interconnexion.

La plupart des programmes de placement existants ne considèrent que des critères simples : typiquement la minimisation de la longueur des connexions.

Néanmoins, l'augmentation des densités d'intégration des circuits rend critique le problème du tracé de toutes les connexions (jusqu'à 80 % de la surface d'un circuit peut être réservée à l'interconnexion).

Il apparaît comme de plus en plus primordial de tenir compte de critères de densités des connexions, ou de prédiction fine du tracé afin de garantir la faisabilité de la phase suivante.

Toutefois l'estimation de ces critères, approximative puisque le tracé n'est pas effectué, doit être évaluée simplement (car utilisée constamment par le programme de placement).

#### I.4.2 Degré de prédiction du tracé

Le tracé réel des connexions n'est pas connu au moment du placement.

Néanmoins, les critères de tracé doivent être estimés plus ou moins finement suivant le degré de prédiction du tracé nécessaire.

En général, plus la structure est contraignante pour le tracé, plus le degré de prédiction du tracé doit être élevé lors du placement :

Exemples :

- a) réseau sans contrainte de taille, circuit peu dense :  
on fait l'hypothèse que les connexions seront toutes traçables : prise en compte uniquement des critères intrinsèques de tracé (longueur, croisement)
- b) réseau à canaux d'interconnexion de capacité fixe :  
prise en compte des critères de densités de connexions sur le réseau afin d'éviter des cas de saturation des canaux : la saturation d'un canal peut empêcher de tracer par la suite les connexions de ce canal.
- c) réseau à canaux d'interconnexion de largeur variable :  
estimation prédictive des densités dans les canaux car la variation de capacité d'un canal remet en cause le placement des blocs. Les outils de prédictions peuvent être plus complexes que de simples critères :
  - tracé global des connexions dans les canaux (cf. chap. III.1.4)
  - prédiction des densités par des méthodes statistiques (même chap.)
- d) réseau à ressources d'interconnexion limitées : (réseaux de portes prédiffusés)  
Il existe peu de possibilités de passages de connexions. La prédiction peut aller jusqu'à effectuer un tracé approximatif et provisoire des connexions afin de mettre à jour les ressources disponibles et à évaluer les autres critères liés au tracé.

Lorsque la prédiction doit être importante (cas c et d), il est nécessaire de faire un compromis entre la complexité des critères retenus et le temps de calcul du programme : en général, on utilise une des deux stratégies suivantes :

- prise en compte de tous les critères à partir d'une prédiction fine du tracé (tracé provisoire) au cours de la construction d'un placement unique (surtout cas d). On remarquera que dans ce cas, toute remise en cause d'un placement est extrêmement complexe et longue (recherche et mémorisation des chemins de connexions),

- construction de plusieurs placements à l'aide de critères simples (longueur, densité) puis discrimination et/ou remise en cause des placements initiaux après utilisation d'une phase d'estimation prédictive fine du tracé (surtout cas c).

Dans tous les cas, l'utilisation a posteriori, d'une phase d'estimation prédictive fine du tracé (statistique ou déterministe) peut servir à valider un placement ou à discriminer plusieurs placements équivalents au sens des critères de placement.

Les algorithmes d'estimation prédictive fine de tracé appartiennent en fait au domaine du tracé global des connexions. Ils seront abordés dans le chapitre correspondant (cf. chapitre III.1.4).

Dans le cas général, les phases de tracé et de placement sont effectuées distinctement (cas a,b,c) : nous ne nous intéresserons, dans ce chapitre, qu'aux critères de placement ne nécessitant pas de tracé des connexions.

### I.5 Coût d'un placement

L'ensemble des critères de placement est pris en compte sous la forme d'une fonction de coût du placement, qui a pour but d'évaluer la qualité d'une solution donnée.

L'objectif unique d'une méthode de placement est de générer une solution qui optimise cette fonction.

#### I.5.1 Définition du coût d'un placement

La qualité d'un placement  $P$  est évaluée par son coût  $C(P)$ .

On dira qu'un placement  $P'$  est meilleur qu'un placement  $P$  si et seulement si  $C(P')$  est meilleur que  $C(P)$ .

Le coût d'un placement dépend de l'évaluation des critères de placement, et doit refléter le compromis ou l'ordre de priorité entre l'optimisation de ces différents critères.

Il s'exprime sous la forme d'une fonction dont les composantes sont les coûts élémentaires associés à chaque critère

$$C(P) = F(C_i(P))$$

avec  $C_i(P)$  = fonction de coût élémentaire associée au critère  $i$ .  
= évaluation du critère  $i$ .

### 1.5.2 Expression de la fonction coût

Une fonction de coût est définie par :

- ses composantes :  $C(P) = \{C_1(P), \dots, C_i(P)\}$   
des critères  $i$  pris en compte

- son sens de variation :

L'optimisation de la fonction peut consister, soit en sa minimisation, soit en sa maximisation.

Par la suite nous écrirons  $C(P')$  meilleur que  $C(P)$  par le symbole  $C(P') \ll C(P)$  sans présumer du sens de variation réel.

- la relation qui lie les coûts élémentaires :

Elle peut prendre deux formes :

a) une forme polynomiale  $C(P) = \sum_i \lambda_i C_i^n(P)$

où  $C(P)$  est appelé coût composé des coûts élémentaires  $C_i(P)$

Dans ce cas, la comparaison entre deux placements  $P$  et  $P'$  est soumise à la condition :  $P'$  meilleur que  $P \iff \sum_i \lambda_i C_i^n(P') \ll \sum_i \lambda_i C_i^n(P)$

b) une forme de relation d'ordre :

$$C(P) = \begin{vmatrix} C_1(P) \\ C_2(P) \\ \vdots \\ C_j(P) \end{vmatrix} \text{ où } C_i(P) \text{ peut être un coût élémentaire} \\ \text{ou un coût composé de plusieurs critères}$$

et  $k \ll j$  signifie que l'optimisation du coût ( $k$ ) est plus prioritaire que l'optimisation du coût ( $j$ )

La comparaison entre 2 placements P et P' s'exprime par

P' est meilleur que P  $\Leftrightarrow$  il existe j tel que  
 $C_j(P') < C_j(P)$   
et  $\forall k \in [1, j[ ; C_k(P') = C_k(P)$

### I.5.3 Coûts partiels, réduits

Le coût global d'un placement est évalué sur la totalité du réseau placé et à partir de la totalité des critères  $C_j$ .

On appelle coût réduit  $C_r(P)$  une fonction de coût du placement P évaluée à partir d'un sous-ensemble  $C_j$  des critères  $C_i$ .  $(\{C_j\} \subset \{C_i\})$

Soit l'ensemble E des éléments et l'ensemble S des sites ;  
on appelle coût partiel  $C_p(P)$ , la fonction de coût évaluée à partir d'une construction partielle  $\{(E', S')\}$  du placement P.  $(\{E'\} \subset \{E\}, \{S'\} \subset \{S\})$

### I.6 Evaluation des critères de placement

Les critères de placement doivent être évalués simplement et rapidement. On ne dispose en général que de données simples : forme des éléments, emplacement des points de contact, relation de connectivité entre cellules, localisation des sites.

### 1.6.1 Critère de longueur des connexions

Pour estimer la longueur d'une connexion sans la tracer, on ne dispose que des coordonnées de ses points de contact.

On utilise de préférence à la distance euclidienne (fig 7a) entre ces points, la distance de Manhattan (fig 7b) qui est plus proche du résultat d'un tracé sur circuit intégré.

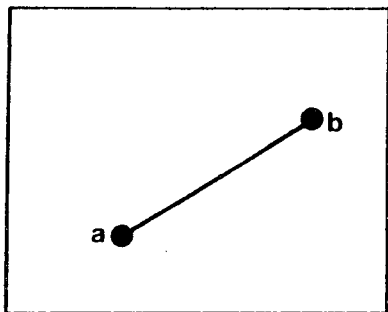
Une évaluation couramment utilisée de la longueur d'une connexion multi-terminale est la mesure du demi-périmètre du rectangle englobant les points de contact (fig 7c).

L'estimation par longueur du tronc ("trunk-length") a l'avantage d'offrir un modèle simple, souvent proche de la réalité dans les structures à petit nombre de canaux d'interconnexion (fig 7f).

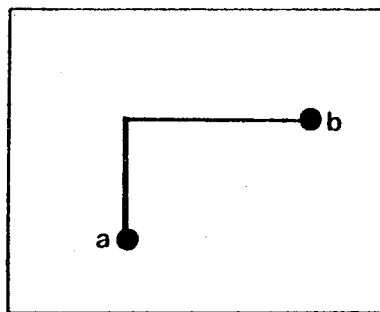
Dans les mêmes conditions, une évaluation plus précise peut être fournie par un modèle en arbre de Steiner rectiligne (fig 7d).

Des modèles de multi-terminales plus complexes peuvent être utilisés au détriment du temps de calcul. Ils nécessitent la construction d'un arbre d'interconnexion (voir chap III.1.3). Le plus simple et le plus utilisé est l'arbre minimum ("minimum spanning-tree") obtenu par l'algorithme de Kruskal [KRU56] : il constitue l'ensemble des sous-connexions biterminales de plus petite longueur totale (fig 7e).

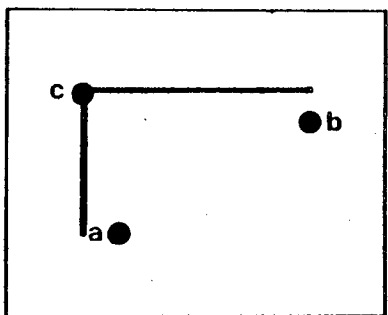
Néanmoins, il est à noter que ces évaluations restent approximatives puisqu'elles ne tiennent pas compte des possibilités réelles de passage (les détours peuvent être très importants); de plus l'évaluation précise de la longueur finale d'une connexion n'est pas le but primordial du critère ; l'important est de pouvoir comparer les résultats obtenus suivant des répartitions différentes des contacts.



a) distance euclidienne  
 $L = ( (x_b - x_a)^2 + (y_b - y_a)^2 )^{1/2}$

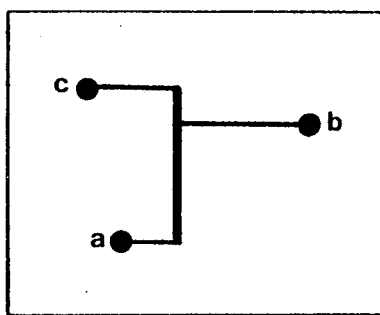


b) distance de Manhattan  
 $L = ( (x_b - x_a) + (y_b - y_a) )$



c) modèle par le rectangle englobant

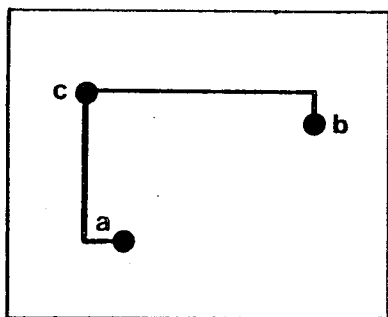
$$L = ( (\max(x_a, x_b, x_c) - \min(x_a, x_b, x_c)) + (\max(y_a, y_b, y_c) - \min(y_a, y_b, y_c)) )$$



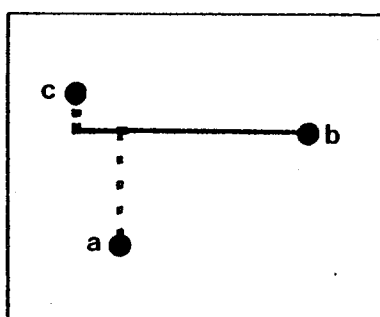
d) arbre de Steiner rectiligne

$$L = ( (\max(y_a, y_b, y_c) - \min(y_a, y_b, y_c)) + ( (x_c - x^0) + (x_b - x^0) + (x_a - x^0) ) )$$

avec  $x^0 = (x_a + x_b + x_c) / 3$



e) arbre minimum



f) modèle de tronc unique

Figure 7 : évaluation de la longueur d'une connexion suivant différents modèles de connexion

### I.6.2 Critères de densité des connexions :

#### a) Mesure de densité :

On appelle ligne de coupe d'un réseau, une ligne prédéterminée de la grille d'implantation qui traverse tout le réseau.

Le nombre de connexions qui traversent une ligne de coupe ( $cl_i$ ) est appelé valeur de densité ( $d_i$ ) de la ligne de coupe (fig 8a).

Les densités de connexions dans le réseau sont évaluées par les valeurs de densité des lignes de coupe pré-définies par le concepteur.

Les objectifs d'uniformisation et de minimisation des densités sont traduits par les objectifs respectifs d'uniformisation et de minimisation des valeurs de densité.

#### b) Critères de densité :

On utilise, en général, deux critères de densité

- minimisation de la valeur maximale de densité

$$\text{coût élémentaire } C_1(d) = \max_{cl_i} (d_i)$$

qui tend à l'uniformisation des densités sur le réseau.

- minimisation de la densité totale

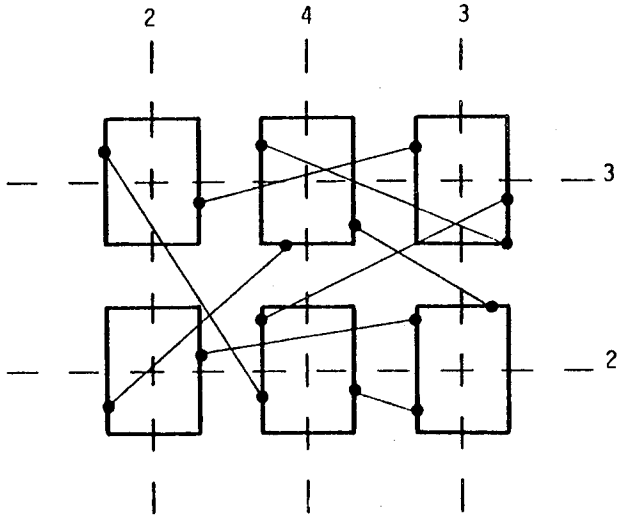
$$\text{coût élémentaire } C_2(d) = \sum_{cl_i} (d_i)$$

On peut aussi utiliser un critère composé unique afin de tendre simultanément vers l'uniformisation et la minimisation des densités.

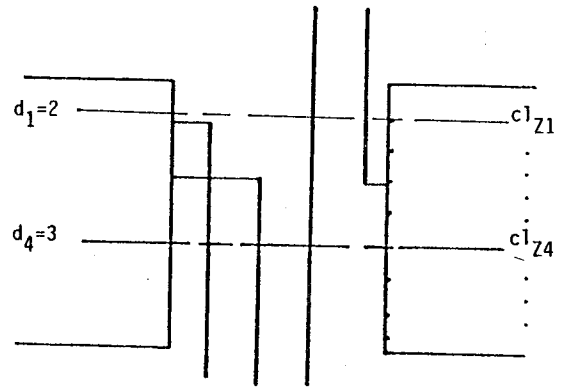
exemple donné par [SOU 81] :  $C_3(d) = \max_{cl_i} (d_i) + g \sum_{cl_i} (d_i)^2$  avec  $g > 0$

La correspondance entre les critères de densités et leurs évaluations par les des lignes de coupe n'est pas indépendante de la position de ces lignes sur le réseau. Nous proposons une étude à ce propos dans le paragraphe III.7 .

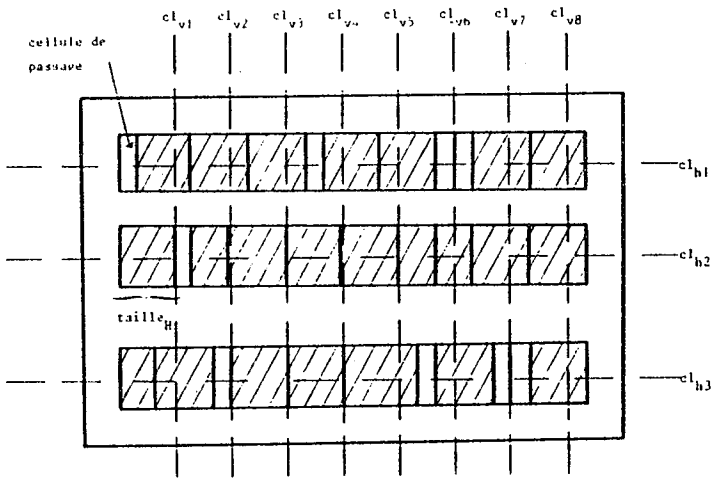




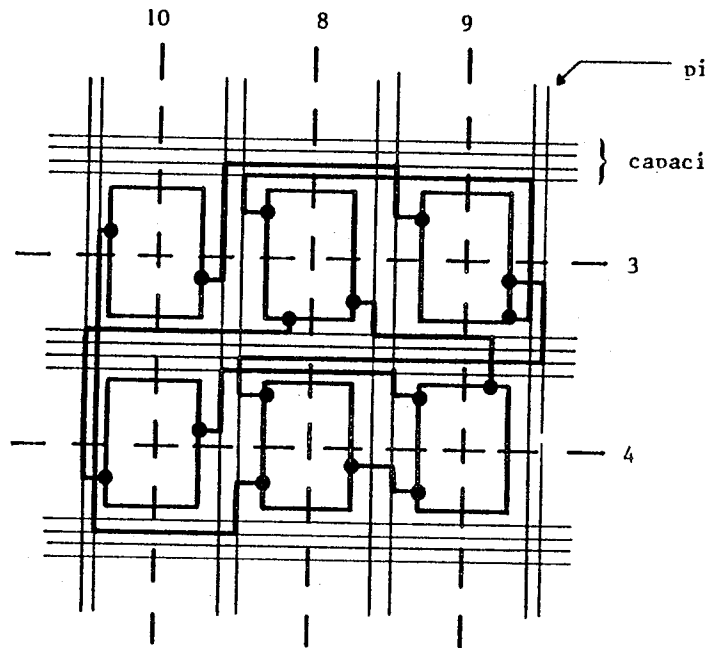
a) Exemple d'un ensemble de lignes de coupe et des valeurs de densité associées



b) Correspondance entre densité et surface



c) canaux à capacité variable



d) canaux à capacité fixe

Figure 8 : Evaluation des densités par des lignes de coupe

c) Valeur utile de densité dans les structures à canaux de capacité variable :

Les valeurs de densité sont également utilisées pour évaluer la largeur des canaux d'interconnexion à capacité variable :

Notons d'abord qu'une évaluation exacte de la largeur des canaux nécessite une prédiction forte du tracé : l'assignation des connexions aux canaux est réalisée par un tracé global des connexions (cf chap.III.I.4) et les densités sont déterminées par des lignes de coupe dans chaque canal. La largeur minimale d'un canal (Z) est évaluée par la valeur maximale de densité des lignes de coupe de ce canal : largeur du canal (Z) >  $\underset{cl_z}{\text{Max}} (d_z)$

La figure 8b en donne un exemple : la largeur du canal Z est de 3 pistes

Une évaluation plus globale est fournie au cours du placement sur l'ensemble des canaux horizontaux (resp. verticaux) du réseau :

Exemple de la fig.8c : largeur totale des canaux horizontaux >  $\underset{cl_v}{\text{Max}} (d_v)$

avec  $cl_v$  = ensemble des lignes de coupe verticales du réseau.

d) Valeur utile de densité dans les structures à canaux de capacité fixe

Dans les structures à canaux d'interconnexion de capacité fixe (réseaux prédiffusés), nous utiliserons des critères de densité différents ; en effet, dans ce type de structure, la valeur utile de densité est représentée par la différence entre le nombre de connexions qui traversent les lignes de coupe et le nombre de pistes disponibles (fig 8d).

La valeur utile de densité ( $ft_i$ ) d'une ligne de coupe ( $cl_i$ ) est définie par :

$$ft_i = \text{capacité}(cl_i) - d_i$$

avec  $\text{capacité}(cl_i)$  = somme des capacités des canaux traversés par ( $cl_i$ ).

Les objectifs de minimisation et d'uniformisation des taux d'occupation des canaux sont représentés par, respectivement :

La maximisation du coût  $C_1(d) = \underset{cl_i}{\text{max}} (ft_i)$

La maximisation du coût  $C_2(d) = \sum_{cl_i} (ft_i)$

La faisabilité du tracé est représentée par la condition minimale :  $C_1(d) > 0$

### I.6.3 Critère lié au nombre de croisements

La minimisation du nombre de croisements est un critère important lorsque les possibilités de croisement sont peu nombreuses (passages prédéfinis) ou très pénalisantes électriquement. Maladi [MAL 82] a établi l'équation de condition d'intersection de 2 segments, qui permet d'évaluer le nombre de croisements d'un ensemble de connexions bi-terminales.

### I.6.4 Critères de forme et de surface

Les critères de placement liés à la surface et à la forme du circuit se rapportent à l'estimation des dimensions du rectangle englobant ce circuit ; c.a.d. à l'estimation de la hauteur maximale H et de la largeur maximale L du circuit.

La minimisation de la surface du circuit est traduite par la minimisation du coût réduit  $C_S = H * L$ .

L'optimisation du rapport de forme du circuit, par référence à un rapport prédéterminé F, se traduit par la minimisation du coût réduit

$$C_F = (H \text{ div } L) - F.$$

Les méthodes de placement récentes intègrent l'estimation des dimensions des canaux au calcul du rectangle englobant ; la dimension des canaux étant fixée d'après la densité de connexions qui les traversent.

La détermination des valeurs H et L est simple lorsque le réseau est structuré :

Exemple de la figure 8c :

$$L = \text{Max}_{cl_{hi}} (\text{taille}_h(E_i) + d_i)$$

où  $cl_{hi}$  représente l'ensemble des lignes de coupe horizontales du réseau et  $\text{taille}_h(E_i)$  représente la largeur d'un élément traversé par la ligne  $cl_i$  et  $d_i$  représente la valeur de densité de la ligne de coupe  $cl_i$ .

De même, la hauteur de la cellule est donnée par :

$$V = \text{Max}_{cl_j} (\text{taille}_v(E_j) + d_j)$$

Notons que cette évaluation est plus difficile lorsque le réseau n'est pas structuré et que la taille des cellules est variable ; l'estimation de la surface du circuit nécessite alors une description du placement par des "graphes de position" entre les éléments [PRE 78].

### I.7 Choix de la fonction de coût

Le résultat d'une méthode de placement dépend du choix de la fonction de coût. En effet, la réalisation des objectifs du placement est liée au poids qui est accordé aux critères correspondants dans l'expression de la fonction de coût.

Le choix d'une fonction de coût 'optimale' d'un problème de placement dépend de la nature des critères de placement et leurs relations :

#### I.7.1 Critères de faisabilité

Les critères de faisabilité du placement ou d'estimation prédictive de la faisabilité du tracé représentent des critères dont la valeur doit être obligatoirement "meilleure" qu'une valeur-seuil fixée, sans quoi le résultat n'est pas acceptable ; ce sont, par exemple :

- une limitation de la surface maximale du circuit pour un réseau à canaux de capacité variable
- une limitation de la densité maximale de connexions dans les canaux pour un réseau de cellules prédiffusées : si la densité des connexions qui traversent une ligne de coupe du réseau est supérieure à la capacité des canaux traversés par cette ligne, il sera impossible de tracer toutes les connexions qui empruntent ces canaux.

En conséquence, l'optimisation des critères de faisabilité du placement représente la première composante de la fonction de coût du placement.

La fonction de coût s'exprime alors sous la forme d'une relation d'ordre des coûts réduits :

$$C(P) = \begin{vmatrix} C_f(P) \\ \vdots \\ C_i(P) \end{vmatrix} \quad \text{avec } C_f(P) = \text{coût réduit associé au critère de faisabilité} \\ \text{et } C_f(P) \times C_i(P) \text{ pour tous les autres critères } i$$

Nous ajoutons à ce principe, une remarque supplémentaire :

Le coût réduit associé à un critère de faisabilité doit s'exprimer sous la forme d'une condition.

En effet, si la valeur du critère est supérieure à la valeur-seuil prédéterminée, alors l'optimisation de ce critère est prédominante.

Par contre, si cette valeur est inférieure à la valeur-seuil, l'optimisation du critère peut être abandonnée.

### Exemple : Faisabilité du tracé d'un réseau prédiffusé

Le coût réduit associé à ce critère correspond à la condition :

$C_{f_1}(P) = \text{vrai}$  si pour toutes les lignes de coupe ( $cl_j$ ) du réseau, on a :  
densité ( $cl_j$ )  $\leq$  capacité ( $cl_j$ )

La comparaison entre deux placements P et P' est exprimée par :

- Si ( $C_f(P')$  est vrai) et ( $C_f(P)$  est faux) alors P est meilleur que P'.
- Sinon prendre la solution qui minimise la valeur :

$$C_{f_2}(P) = \text{dépassement}(P) = \text{Max}_{cl_j} ( d_j - \text{capacité}(cl_j) )$$

Le critère de faisabilité du placement  $C_f(P)$  s'exprime alors sous la forme d'un coût réduit à 2 composantes :

$C_{f_1}(P)$  qui exprime la condition de faisabilité

$C_{f_2}(P)$  qui exprime l'optimisation du critère correspondant dans le but d'atteindre la condition de faisabilité.

Nous présentons une application de ce principe dans la deuxième partie de cette thèse (partie B, chap.III.2) .

### I.7.2 Critères de placement antagonistes

En général, les critères de placement liés au tracé sont antagonistes ; en particulier, si le circuit est dense l'optimisation des critères de densité a tendance à augmenter la longueur des connexions :

Les éléments placés dans les zones denses du circuit sont déplacés vers des zones moins denses. (Cet antagonisme sera plus évidemment illustré dans le chapitre III.I.1.3 qui concerne le tracé).

La prise en compte, dans la fonction de coût, de l'antagonisme de 2 critères de placement peut suivre 2 approches :

a) Modification dynamique de la fonction de coût au cours du placement :

Cette approche est utilisée dans le cadre de l'amélioration itérative du placement (voir paragraphe suivant).

Au vu des résultats d'une phase de placement, le concepteur modifie interactivement les objectifs du placement :

- soit en modifiant l'ordre de priorité des coûts réduits dans l'expression de la fonction de coût [SER 82],
- soit en arrêtant l'amélioration itérative du placement : dans ce cas, la construction du placement est optimisée en fonction d'un coût  $C_i(P)$  unique, le coût réduit  $C_j(P)$  du critère antagoniste est introduit lors de l'amélioration itérative du placement, avec un ordre de priorité supérieur. Le placement est arrêté lorsque le compromis choisi entre les critères  $i$  et  $j$  est atteint.

b) Utilisation d'un coût réduit composé des 2 critères :

$$C_{ij}(P) = \lambda_i C_i(P) + \lambda_j C_j(P) \quad \text{où } i \text{ et } j \text{ sont des critères antagonistes}$$

En fait, cette approche d'optimisation multi-critères n'a pas été développée pour le moment ; de plus, l'expression du coût est difficilement évaluable a priori car la valeur des critères dépend spécifiquement du circuit implanté. Mais cette approche peut être envisagée dans le cadre d'une stratégie d'améliorations itératives du placement avec modification dynamique des pondérations  $\lambda$ .

## II Méthodes de placement

### II.1 Principes généraux et stratégies de placement

#### II.1.1 Formalisation du problème

Le problème du placement peut se formaliser de la façon suivante :

Etant donné l'ensemble des éléments  $E = \{e_1, e_2, \dots, e_n\}$  du circuit logique

et l'ensemble de sites  $S = \{s_1, s_2, \dots, s_m\}$  avec  $m \leq n$

qui décrit le réseau-hôte ;

déterminer le placement  $P = E \times S$  qui optimise le coût  $C(P) = f(C_i(P))$ .

Ce problème est extrêmement complexe, même pour un nombre réduit de critères (probablement NP-complet, non prouvé).

Les méthodes de type énumératives visant à obtenir la solution optimale sont inapplicables si le nombre d'éléments dépasse la dizaine (il y a de 100 à 100 000 éléments dans un circuit intégré).

En pratique, on cherche à obtenir une solution approchée qui soit acceptable

Cet objectif se traduit par deux principes de base :

- décomposer le problème complet du placement en sous-problèmes de complexité acceptable pour être résolus (stratégie "diviser pour vaincre"),
- pour chaque problème ou sous-problème, restreindre le nombre de combinaisons (élément-place) essayés et le nombre d'essais conservés de manière intelligente ; c'est à dire en discriminant prédictivement les essais de placement susceptibles de conduire à une solution proche de l'optimum.

Le premier principe guide les stratégies générales du placement :

a) la hiérarchisation du placement :

L'ensemble des éléments à placer est décrit sous forme de macro-éléments.

On peut définir plusieurs niveaux d'imbrication de macro-éléments.

A chaque niveau de hiérarchisation, on effectue le placement des macro-éléments correspondants avant de passer au niveau suivant.

b) la décomposition d'un placement en deux phases complémentaires :

- une phase de placement constructif :

Le placement est construit progressivement à partir de l'affectation préalable d'un ou plusieurs éléments initiaux ("seeds").

Les éléments à placer sont traités séquentiellement et placés de façon à optimiser le coût partiel du placement ; c'est à dire le coût évalué à partir des éléments déjà placés.

- une phase d'améliorations itératives :

Le placement initial est modifié de façon à améliorer son coût global.

Une modification du placement peut être, soit une transformation locale de la position d'un élément (symétrie, rotation, translation), soit une procédure d'échange entre des éléments.

Les modifications sont effectuées itérativement jusqu'à ce que le résultat soit optimum.

Le deuxième principe correspond aux heuristiques des méthodes de placement proprement dites :

- utiliser des heuristiques d'essais de manière à converger le plus rapidement possible vers une solution optimum ou, au moins, acceptable.

### II.1.2 Hiérarchisation du placement :

Une stratégie hiérarchisée de placement consiste à diviser le problème de l'assignation d'un ensemble d'éléments  $E$  sur un ensemble de sites  $P$  en sous-problèmes d'assignation d'ensembles d'éléments  $E_i \subset E$  sur des ensembles respectifs de sites  $P_i \subset P$ .

Un ensemble  $P_i$  de sites est appelé macro-site ou macro-place.

Un ensemble  $E_i$  d'éléments est appelé macro-élément ou macro-cellule.

Nous nous intéresserons au cas où la décomposition en macro-éléments n'est pas réalisée préalablement par une description hiérarchisée du circuit logique (cas abordé au chapitre I.3).



En admettant qu'on puisse trouver la solution optimale des sous problèmes de placement, le principe consistant à subdiviser un problème donné en sous-problèmes résolubles ne peut conduire à l'obtention de la solution optimale que si les sous-problèmes sont disjoints.

Ce n'est évidemment pas le cas dans le problème du placement (relations de connectivité entre sous-ensembles  $E_i$ , relations topologiques entre sous-ensembles  $P_i$ ).

La hiérarchisation d'un placement est donc résolue de manière approchée en définissant :

- des ensembles d'éléments  $E_i$ , fortement intra-connectés,  
et faiblement inter-connectés
- des ensembles de sites  $P_i$ , adaptés aux ensembles  $E_i$  correspondants (taille, forme) et en appliquant à ces ensembles les méthodes de placement présentées dans les paragraphes suivants.

En pratique, le placement d'un circuit selon une approche hiérarchisée est réalisé par :

- un placement constructif du circuit, réalisé selon une stratégie descendante par une méthode de placement par bi-partitionnements (cf. parag. II.2.4).
- une phase d'améliorations itératives du placement selon une stratégie ascendante :

A chaque niveau de hiérarchie  $j$  du placement, défini par la phase constructive, on applique une méthode d'améliorations itératives du placement (cf. parag. II.3) sur l'ensemble des éléments du niveau  $(j-1)$ .

Cette stratégie est illustrée dans [BUR 83].

L'amélioration itérative du placement peut également être réalisée à chaque niveau de hiérarchie  $j$ , par une comparaison de tous les placements possibles des éléments du niveau  $(j-1)$  : on utilise alors une méthode de placement énumérative.

### II.1.3 Heuristiques d'essais

Les différentes méthodes de placement sont caractérisées par leur heuristique d'essais.

Les méthodes existantes de placement constructif et d'améliorations itératives seront présentées dans le chapitre suivant selon cette classification.

#### a) Heuristique d'essais d'une méthode constructive :

A chaque étape de la construction du placement, on sélectionne un ou plusieurs éléments non-placés, qu'on affecte à un ou plusieurs sites non-utilisés ; les couples (élément-place) retenus forment les solutions partielles de l'étape suivante.

L'approche utilisée peut se formaliser de la façon suivante :

- soit  $E = \{e_1, e_2, \dots, e_n\}$  l'ensemble des éléments et  $E_0 \subset E$  l'ensemble des éléments placés
- soit  $S = \{s_1, s_2, \dots, s_m\}$  l'ensemble des sites et  $S_0 \subset S$  l'ensemble des sites utilisés
- initialiser le placement  $\{E_0 \times S_0\}$
- tant que  $E - E_0 \neq \{\emptyset\}$  faire pour chaque placement partiel  $(E_0 \times S_0)$ 
  - choisir  $E_C \subset \{E - E_0\}$  ensemble des éléments candidats au placement
  - choisir  $S_C \subset \{S - S_0\}$  ensemble des sites candidats au placement d'un élément de  $E_C$
  - conserver les couples  $(e_j, s_j)$  de  $E_C \times S_C$  qui satisfont à la règle de sélection des essais.
  - construire les placements partiels de la phase suivante :  
 $E_0 = E_0 + \{e_j\}$  ;  $S_0 = S_0 + \{s_j\}$  ;  $E = E - \{e_j\}$  ;  $S = S - \{s_j\}$

Les heuristiques d'essais diffèrent par :

- la règle de sélection des éléments candidats  $E_C$ .
- la règle de sélection des sites candidats  $S_C$ .
- la règle de sélection des essais conservés.

b) Heuristique d'essais d'une méthode d'améliorations itératives par échanges d'éléments

Le principe d'une modification d'un placement initial porte sur la notion d'interchangeabilité des éléments.

Au cours d'une phase d'améliorations itératives, chaque élément placé est successivement considéré comme l'élément initial d'une procédure d'échange.

Une procédure d'échange peut concerner deux éléments (ou deux groupes d'éléments) ou plusieurs éléments (ou groupes d'éléments) interchangeable.

L'approche utilisée peut se formaliser de la façon suivante :

- soit  $E = \{e_1, e_2, \dots, e_n\}$  l'ensemble des éléments placés
- et  $S = \{s_1, s_2, \dots, s_m\}$  l'ensemble des sites du réseau\_hôte
- Tant que tous les éléments de  $E$  ne sont pas traités faire :
  - choisir un ensemble  $E_0 \subset E$  d'éléments initiaux d'une modification
- A chaque étape (i) de la procédure d'échange :
  - déterminer un ensemble  $E_i$  d'éléments échangeables avec l'ensemble  $E_{i-1}$
  - calculer le coût de l'échange  $(E_i \times S_{i-1})$  et  $(E_{i-1} \times S_i)$   
(avec  $S_i =$  ensemble des sites initiaux de  $E_i$ )
  - conserver la modification si le coût du placement est amélioré.

Les heuristiques d'essais différent par :

- le choix de la procédure d'échange (et de sa condition d'arrêt),
- la règle de sélection des éléments initiaux  $E_0$  (ordonnancement),
- la règle de sélection des éléments échangés à chaque étape.

Les méthodes d'améliorations itératives du placement comportent également des procédures de rotation et de symétrie des éléments.

c) Puissance des heuristiques d'essais

Les heuristiques d'essais sont d'autant plus puissantes qu'elles permettent, à chaque étape d'un placement constructif ou d'une amélioration de placement, de restreindre le nombre de combinaisons (élément\_places) essayés, et de restreindre le nombre d'essais conservés.

Plus la restriction des essais est importante, plus les règles de sélection des éléments et des places doivent tenir compte de critères prédictifs sur le résultat d'un essai.

On distingue, par ordre croissant de puissance de restriction :

- les méthodes énumératives :

l'arbre des solutions possibles est exploré intégralement. Il n'y a pas de restriction d'essais (toutes les solutions partielles sont conservées) donc l'heuristique n'est applicable qu'à un sous-problème de placement d'un petit nombre d'éléments.

- les méthodes stochastiques :

un grand nombre de solutions sont générées aléatoirement et la solution finale au meilleur coût est conservée. Les règles de sélection sont aléatoires et ne garantissent pas un résultat acceptable dans un temps donné.

- les méthodes semi-énumératives :

l'arbre des solutions possibles est exploré partiellement. A chaque niveau d'exploration, on génère toutes les solutions partielles possibles et on ne garde que celles susceptibles de conduire à une solution globale optimale. On n'a donc pas de règles de sélection des éléments et des sites mais une restriction des essais conservés.

- les méthodes déterministes :

Les règles de sélection des éléments et des sites permettent une restriction importante du nombre d'essais.

Les éléments sont sélectionnés en fonction de critères de connectivité aux éléments placés ou échangés.

Les sites sont sélectionnés en fonction de critères de connectabilité entre l'élément essayé et les sites des éléments placés auxquels il est connecté.

On ne conserve que la solution qui optimise le coût partiel ou global du placement.

Les méthodes déterministes sont les plus employées en pratique.

Nous insisterons par la suite, plus particulièrement sur ces méthodes de placement en détaillant les règles de sélection des éléments et des sites.

## II.2 Méthodes de placement constructif

### II.2.1 Méthodes non-déterministes

#### a) Méthode stochastique [HAN 72]

Un grand nombre de placements sont générés aléatoirement suivant la méthode de Monte-Carlo, et leur coût global est évalué.

Le traitement s'arrête :

- soit après un temps fixé (nombre fixé de solutions générés)
- soit après l'obtention d'un nombre fixé de solutions satisfaisantes, c'est à dire dont le coût est meilleur qu'un seuil fixé (seuil d'acceptabilité du placement)

Cette méthode est surtout utilisée pour générer plusieurs placements initiaux qui seront soumis par la suite à une phase d'améliorations itératives.

#### b) Méthodes semi-énumératives

La méthode du "branch and bound" [LI 63] constitue la base des méthodes semi-énumératives développées ultérieurement.

Dans la méthode initiale de "branch and bound", l'arbre des solutions possibles est exploré partiellement : il n'y a pas de restriction d'éléments

ou de places. A chaque étape de la construction du placement, le coût des placements partiels est calculé; ceux dont le coût est supérieur à un seuil fixé sont abandonnés.

Les valeurs des seuils sont déterminées par le coût partiel d'un placement obtenu de manière aléatoire.

Cette méthode est inapplicable pour un nombre élevé d'éléments ( $n > 15$ ).

Différentes variantes de cette méthode, présentées dans [HAN 72], proposent des algorithmes de complexité  $n^4$  ou  $n^5$ , afin de ne retenir qu'une solution partielle à chaque niveau.

Ces méthodes restent peu employées pour le placement automatique par programme, mais pourraient être amenées à se développer dans le cadre de traitement par des processeurs spécialisés parallèles.

### II.2.2 Stratégies de placement constructif déterministe

On distingue deux grandes stratégies de placement constructif déterministe :

#### - La stratégie ascendante classique (bottom-up) :

Les éléments logiques sont traités séquentiellement.

Le placement est construit progressivement à partir d'éléments initiaux placés manuellement ou par programme.

A chaque étape, le placement croît d'un élément dont le site est choisi de façon à optimiser le coût partiel du placement (coût évalué à partir des éléments déjà placés).

Le coût considéré est généralement réduit au critère de minimisation de la longueur des connexions.

#### - La stratégie descendante (top-down) :

Les éléments logiques sont répartis globalement sur le réseau-hôte.

Les positions relatives des éléments entre eux sont affinées successivement jusqu'à ce que chaque élément soit affecté à un site.

Cette stratégie a été récemment développée dans le cadre de méthodes par bi-partitionnements successifs du circuit logique.

Le graphe logique est partitionné en deux sous-ensembles d'éléments de façon à minimiser le nombre de connexions communes aux deux sous-ensembles.

A chaque étape, un ensemble précédemment défini est bi-partitionné à son tour selon une ligne de coupe dont on choisit la localisation sur la structure-hôte. Le coût partiel du placement est réduit à la minimisation du nombre de connexions qui traversent la ligne de coupe de la partition.

Dans les deux cas, les heuristiques d'essais concernent, à chaque étape de la construction :

- la restriction des éléments candidats au placement, sélectionnés suivant des critères de connectivité aux éléments déjà traités.
- la restriction des sites candidats pour les éléments sélectionnés
  - \* choisis en fonction de critères de proximité aux éléments déjà placés pour la stratégie ascendante
  - \* choisis par la détermination des partitions topologiques pour la stratégie descendante

Le principe commun des règles de sélection d'élément ou de site est qu'un élément non-traité a de forte chance d'améliorer le coût du placement s'il est affecté à un site "proche" (ou appartenant à la même partition) des éléments placés auxquels il est connecté.

### II.2.3 Stratégie ascendante

#### II.2.3.1 Principe des heuristiques de placement

L'approche heuristique utilisée (fig 9) peut se formaliser de la façon suivante :

- Soit  $E = \{e_1, e_2, \dots, e_n\}$  l'ensemble des éléments  
et  $E_0 \subset E$  l'ensemble des éléments placés
- Soit  $S = \{s_1, s_2, \dots, s_m\}$  l'ensemble des sites  
et  $S_0 \subset S$  l'ensemble des sites utilisés
- initialiser le placement  $E_0 = \{e_0\}$  ensemble des éléments initiaux
- tant que  $E - E_0 \neq \{\emptyset\}$  faire
  - \* choisir  $E_C \subset (E - E_0)$  l'ensemble des éléments candidats au placement
  - \* choisir  $S_C \subset (S - S_0)$  l'ensemble des sites candidats au placement
  - \* chercher le couple  $(e_i, s_j)$  de  $E_C \times S_C$  qui optimise le coût partiel  $C_p((E_0 + e_i) \times (S_0 + s_j))$

- conserver ce placement partiel :

$$E_u = E_u + \{e_i\} ; S_u = S_u + \{S_j\} ; E = E - \{e_i\} ; S = S - \{S_j\}$$

Les méthodes utilisant cette heuristique se distinguent par :

- la règle de sélection des éléments candidats  $E_c$ .
- la règle de sélection des sites candidats  $S_c$

Le principe commun des règles de sélection est fondé sur le fait que les éléments qui possèdent un grand nombre de connexions communes doivent être placés sur des sites proches : on suppose que les couples (élément-place) qui vérifient ces conditions permettent de minimiser la longueur des connexions sur l'ensemble du circuit. Par contre, les critères de densité sont difficilement évaluables puisque la construction du placement est progressive

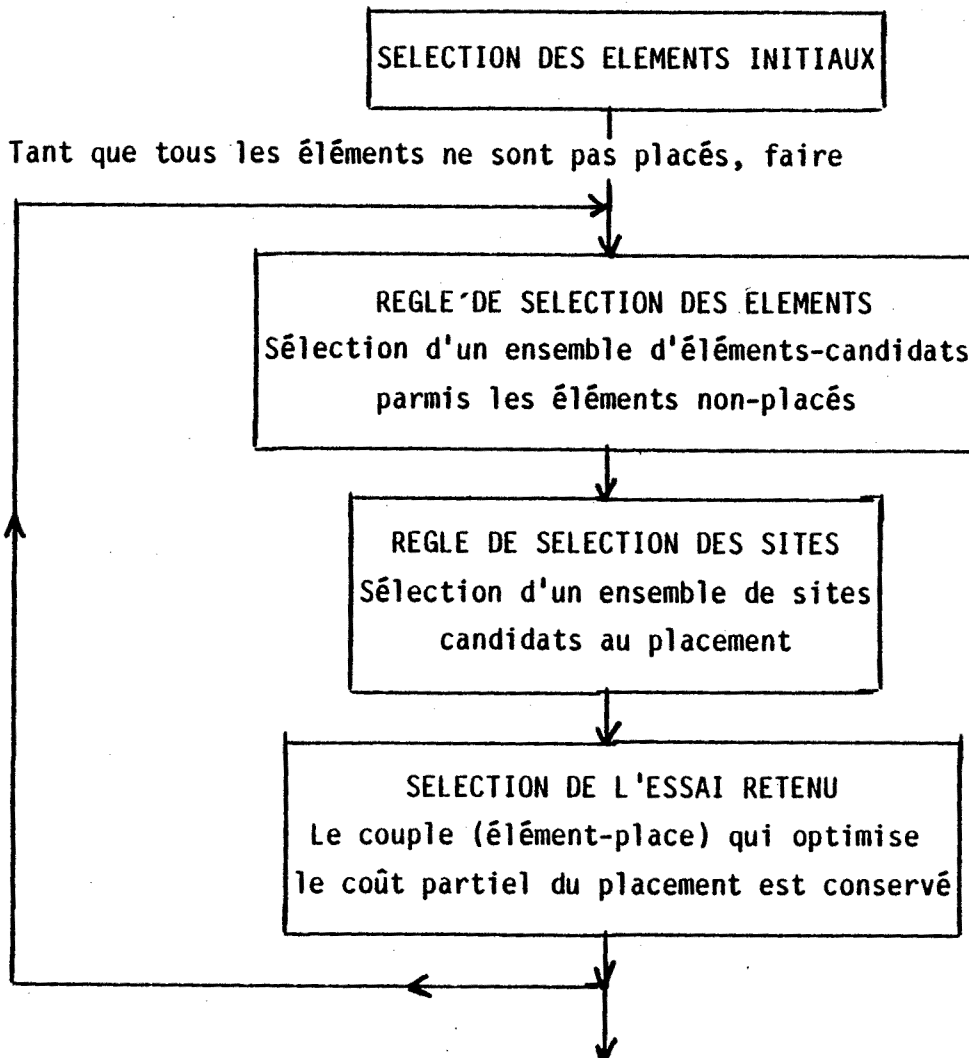


Figure 9 : Organigramme général d'une méthode de placement constructif



### II.2.3.2 Règle de sélection des éléments

#### a) critères de sélection

On restreint le nombre d'éléments candidats en choisissant, parmi les éléments non placés, celui ou ceux qui optimisent un coût de sélection prédéterminé.

Le coût de sélection dépend, principalement de critères de connectivité entre l'élément considéré et les éléments placés :

- connectivité aux éléments placés
- connectivité au dernier élément placé
- connectivité aux  $\epsilon$  derniers éléments placés
- connectivité à un groupe topologique donné d'éléments placés (rangée, colonne, macro-place)

La mesure de connectivité est généralement évaluée par le nombre d'arcs entre l'élément candidat et les éléments placés dans le graphe de connectivité du circuit logique.

Nous critiquerons cette évaluation au paragraphe III.1.1.

D'autres critères peuvent être pris en compte :

- la taille de l'élément : \* placer de préférence les plus gros, plus petit  
\* taille maximum fixée (site prédéterminé)
- le type de l'élément : \* placer de préférence les cellules logiques,  
les cellules périphériques (cellules d'E/S)
- la forme de l'élément : site ou macro-site à remplir de forme fixée.

On remarquera que certains critères dépendent de la localisation des éléments placés ou des sites prédéterminés ; les autres étant indépendants de l'état du placement.

La fonction coût de la règle de sélection des éléments est organisée sous la forme d'une relation d'ordre totale entre les critères.

$$C_e(e) = \{C_1(e), C_2(e), \dots, C_n(e)\}$$

$\{e\}$  meilleur que  $\{e'\}$  si il existe un critère  $i$  tel que  $C_i(e) > C_i(e')$   
et qq le critère  $j \in [1, i[$ ,  $C_j(e) = C_j(e')$

b) Nombre d'éléments candidats et degré de sélection

Dans le cas général, on restreint à un élément, l'ensemble des candidats à chaque étape du placement constructif.

En cas d'égalité du coût de sélection de deux éléments, on affine la discrimination :

- soit en poursuivant la comparaison dans l'ordre des critères (critères de moins en moins importants : sélection verticale),
- soit en poursuivant la discrimination suivant le même critère au niveau des éléments non-placés connectés à chacun des éléments candidats (sélection horizontale).

On peut également définir des classes d'éléments candidats : une classe d'éléments représente l'ensemble des éléments équivalents au sens des critères de connectivité aux éléments placés.

A chaque étape, l'ensemble des éléments candidats est l'ensemble des éléments non-placés de la classe en cours de traitement. Lorsque tous les éléments d'une classe sont placés, on passe à la classe suivante.

Par exemple, le regroupement des éléments en classes suivant leur relation de connectivité aux cellules périphériques permet d'utiliser une construction concentrique du placement ; cette règle de sélection sera illustrée et détaillée au paragraphe III.4.3 .

Les conditions de constitution d'une classe peuvent être :

- un nombre maximum ou fixé d'éléments ;
- un seuil du coût de sélection .

Enfin, lorsqu'on ne peut disposer de critères de sélection très discriminants (logique combinatoire par exemple), on peut sélectionner un ensemble d'éléments candidats dont le nombre n'est limité que par des considérations de temps de calcul.

Le cas extrême étant que tous les éléments non placés sont candidats à chaque phase ; dans ce cas, le nombre d'essais est en général fortement restreint (cas extrême, un seul site candidat).

### II.2.3.3 Placement constructif par croissance épitaxiale

Ces méthodes sont détaillées et analysées pour différentes règles de sélection des sites par Hanan et Kurtzberg dans [HAN 72].

La règle de sélection des sites consiste à ne considérer que les sites libres adjacents aux éléments déjà placés.

La méthode de construction par paires ("pair linking method" [KUR 65]) est utilisée principalement sur les réseaux structurés en bandes.

A chaque étape du placement, on sélectionne un élément non-traité, suivant principalement des critères de connectivité avec le dernier (en cas d'équivalence les x derniers) éléments placés ; cet élément est affecté provisoirement aux sites adjacents au dernier élément placé ou adjacents aux y derniers éléments (x et y sont des paramètres).

L'essai de placement au meilleur coût est conservé.

On utilise plus généralement une méthode de développement de noyau ("cluster development method") :

- à chaque étape du placement, on sélectionne un élément non-traité suivant principalement des critères de connectivité à l'ensemble des éléments déjà placés ; cet élément est placé sur un site adjacent aux éléments placés .

La figure suivante donne un exemple d'évolution d'un placement de ce type.

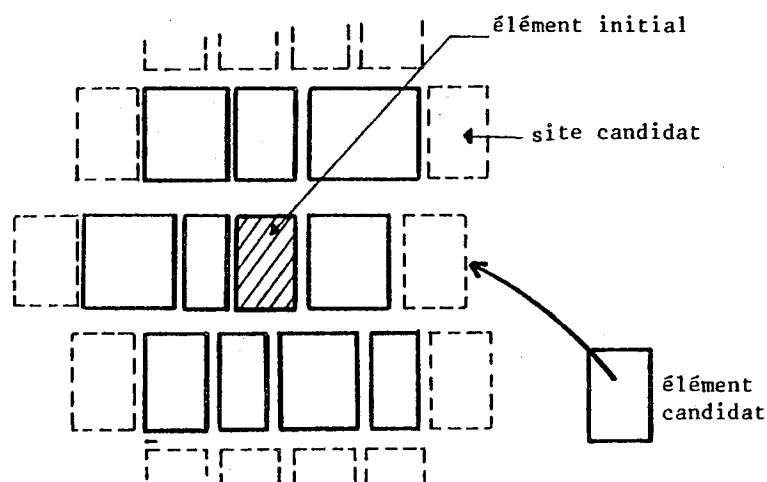


Figure 10 : placement par développement de noyaux

Le noyau originel est obligatoirement constitué par un élément unique, généralement placé au centre du réseau-hôte ; on obtient ainsi une croissance progressive de ce noyau au cours de la construction du placement. Le noyau initial peut également être constitué par une cellule dont la position est prédéterminée (en particulier cellule d'entrée/sortie ou une cellule de taille importante placée manuellement).

Ces méthodes se prêtent bien au placement des cellules de tailles variables.

#### II.2.3.4 Placement constructif par relaxation

La règle de sélection des sites consiste à rechercher, pour chaque élément candidat, les sites libres les plus proches d'un point de relaxation de l'élément ou les sites libres englobés par une zone de relaxation de cet élément.

La zone de relaxation d'un élément candidat représente une région dans laquelle la résultante des forces d'attraction, exercées par les éléments déjà placés sur l'élément candidat, s'annule. Les forces d'attraction sont constituées par les connexions de l'élément candidat déjà présentes sur le réseau par au moins un point de contact placé.

Les méthodes de placement qui utilisent cette heuristique sont caractérisées par le mode de calcul de la zone de relaxation :

- soit le rectangle englobant les contacts placés ; en cas d'échec, cette fenêtre est élargie,
- soit le rectangle maximum englobé par les contacts placés (en cas d'échec la fenêtre est élargie),
- soit la zone d'équilibre d'un ensemble de vecteur ("zero force rectangle" d'après Soukup [SOU 81]) ; chaque vecteur a pour origine un point de contact placé, sa norme est proportionnelle à la distance entre ce point et le site traité.
- soit une position barycentrique des éléments placés auxquels l'élément candidat est connecté : le médian [GOT 79],
- soit le barycentre des contacts placés [HAN 72].

Dans ces deux derniers cas, on sélectionne alors un nombre  $\epsilon$  de sites libres les plus proches de ce point ( $\epsilon$  est un paramètre).

La figure suivante donne un exemple d'évolution d'un placement de ce type.

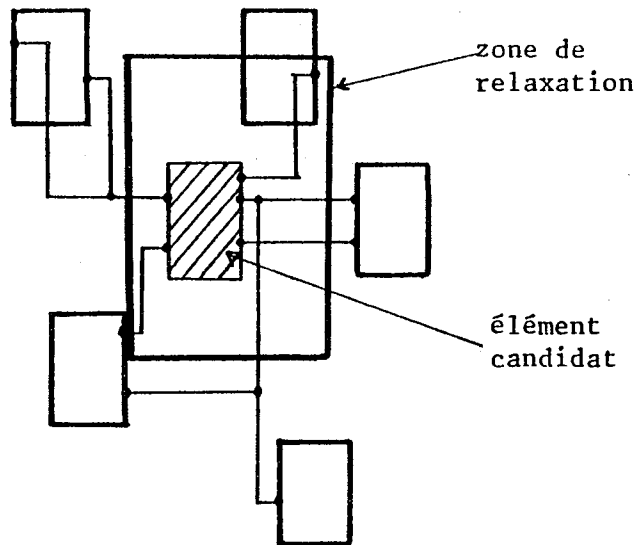


Figure 11 : Placement par relaxation

Ces heuristiques sont particulièrement adaptées aux problèmes de placement pour lesquels la position d'une partie ou de la totalité des cellules périphériques est prédéterminée.

Par contre, elles sont peu adaptées au placement de cellules dont les dimensions sont très variables : les éléments sont dispersés sur l'ensemble du réseau, et on ne peut pas garantir que les cellules de grande taille non-placées disposeront d'un site de taille suffisante.

On remarquera que ces heuristiques utilisent une pré-structuration logique des éléments : la règle de sélection des éléments ne dépend pas de la position des éléments placés ; elle permet de fixer préalablement l'ordre de traitement des éléments.

#### II.2.3.5 Placement constructif du type "serpent"

Dans cette stratégie, l'accent est mis sur les relations de connectabilité entre les sites : on utilise un chaînage des sites adjacents ; les sites sont remplis successivement dans l'ordre de traitement de la chaîne.

Le chaînage des sites constitue une pré-structuration topologique de l'heuristique de placement. On utilise plusieurs types de chaînages des sites :

- chaînage concentrique :

\* soit à partir d'un élément initial placé au centre (fig 12a).

\* soit à partir de la périphérie du réseau (fig 12b).

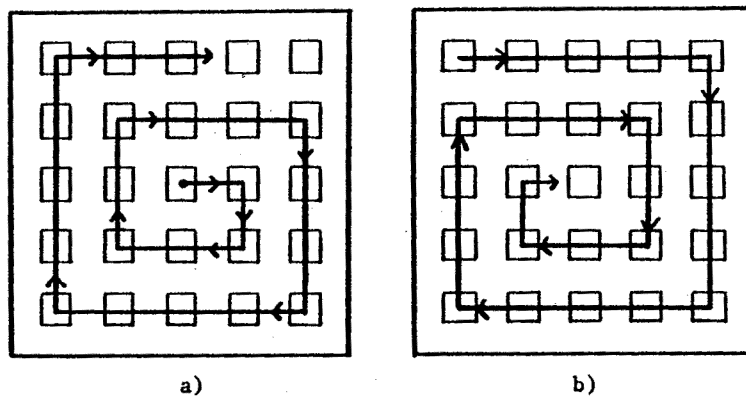


Figure 12 : Placements du type "serpent concentrique"

Ce chaînage est particulièrement adapté à un placement fortement contraint (surface prédéterminée, placement initialisé par des cellules périphériques dont la position est prédéterminée)

- chaînage en "zig-zag" :

\* soit en traitant les sites par colonne (fig 13a).

\* soit en traitant les sites par rangées (fig 13b).

\* soit en traitant les sites par macro-sites (fig 13c).

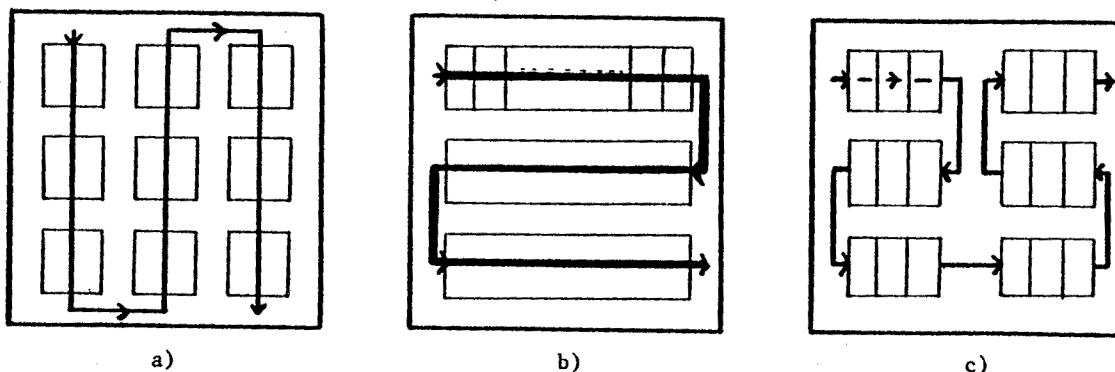


Figure 13 : Placements du type "serpent en zig-zag"

Ces chaînages sont plus particulièrement adaptés aux réseaux structurés en bandes ou en colonnes de sites, ou de macro-sites.

Ces différents types de "serpents" ont été étudiés et comparés dans [KOZ 83].

#### II.2.3.6 Conclusion

Les méthodes constructives ascendantes utilisent des heuristiques de placement particulièrement rapides, et permettent d'obtenir des solutions pour lesquelles l'objectif de minimisation des longueurs de connexions est partiellement réalisé.

Néanmoins, l'efficacité de ces méthodes dépend :

- du choix des éléments initiaux du placement
- de l'adéquation entre l'heuristique de placement et les caractéristiques de chaque problème de placement : position des éléments initiaux pré-placés, taille des éléments, structure topologique du réseau, etc...
- de la complémentarité entre la règle de sélection des sites et la règle de sélection des éléments de façon à tendre simultanément vers l'optimisation du placement.

Ces points seront développés au paragraphe III.

## II.2.4 Stratégie descendante

### II.2.4.1 Principe général

Une stratégie descendante de placement a pour but de traiter globalement tous les éléments du circuit logique en affinant progressivement leurs positions relatives jusqu'à ce que chaque élément soit affecté à un site précis.

Cette stratégie a été récemment développée dans le cadre des méthodes de placement par bi-partitionnements définies par Breuer [BRE 77] (min-cut placements).

Le principe commun de ces méthodes est basé sur des partitionnements successifs du circuit logique en sous-ensembles d'éléments fortement intra-connectés et faiblement inter-connectés, en correspondance avec le partitionnement du réseau-hôte en blocs (figure 14):

- Le graphe de connectivité du circuit logique (ensemble N d'éléments) est d'abord partitionné en deux sous-ensembles d'éléments N1 et N2 de taille égale ou de taille fixée.

Chaque ensemble est affecté à un des 2 blocs S1 et S2 définis par la ligne de partition sur le réseau-hôte.

Le critère de partition est la minimisation du nombre d'équipotentiels communes aux deux sous-ensembles.

- Chaque sous-ensemble est partitionné à son tour suivant ce principe. Le traitement est poursuivi jusqu'à ce que les sous-ensembles ne contiennent qu'un élément.

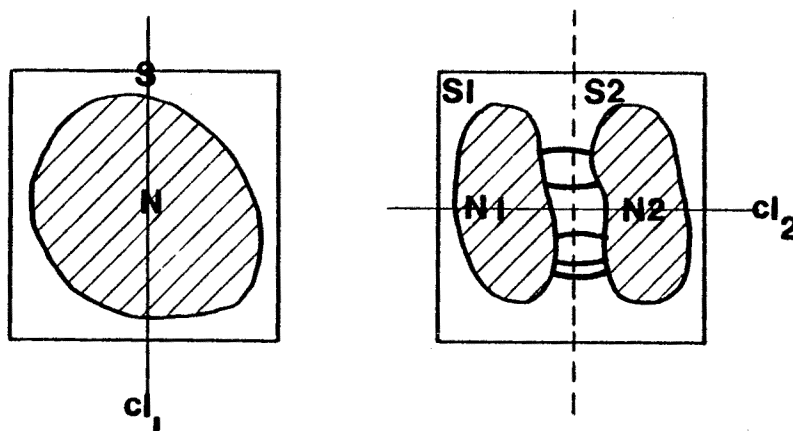


Figure 14 : Premières bipartitions d'un réseau



#### II.2.4.2 Algorithme d'une bipartition

##### a) Méthode de bi-partitionnement d'un graphe

Le problème du bi-partitionnement optimal d'un graphe est résolu de façon approchée grâce à l'heuristique définie par Kernighan et Linn [KER 70] en  $n^2 \log n$  ( $n$  = nombre de noeuds du graphe initial  $N$ ).

La procédure se décompose en 2 étapes :

- partition initiale :

l'ensemble initial  $N$  est partitionné en deux sous-ensembles  $N_1$  et  $N_2$ , soit de manière aléatoire, soit de manière constructive.

- améliorations itératives :

Une amélioration de la partition consiste à définir des sous-ensembles  $A \subset N_1$  et  $B \subset N_2$ , avec  $|A| = |B|$  tel que l'échange entre  $A$  et  $B$  réduise au maximum le nombre d'arcs entre  $N_1$  et  $N_2$ .

La procédure d'amélioration est reprise avec les nouveaux ensembles  $N'_1 = N_1 - A + B$  et  $N'_2 = N_2 + A - B$  et ainsi de suite jusqu'à ce que le résultat soit acceptable. Le critère d'acceptation est l'arrêt de l'amélioration de la partition ou un nombre d'arcs inférieur à un seuil donné.

##### b) Application du bi-partitionnement au placement

Cette procédure a été adaptée au problème du placement par Schweikert et Kernighan [SCH 72], en considérant l'application de l'algorithme de Kernighan-Linn au graphe de connectivité d'un circuit, c.a.d. à un graphe bi-parti car les équipotentielles (arcs du graphe) peuvent être reliées à plusieurs éléments (noeuds du graphe).

Les conditions de taille des sous-ensembles sont constituées par des considérations de surface de leurs éléments respectifs ; et la séparation entre les deux partitions est matérialisée par une ligne de coupe du réseau-hôte de l'ensemble initial.

La minimisation du nombre d'arcs communs aux deux sous-ensembles représente l'objectif de minimisation du nombre d'équipotentiels qui traversent la ligne de coupe de la partition.

Les éléments dont le site est fixé ne sont pas interchangeables.

Ces extensions de la procédure initiale constituent la procédure de Linn-Kernighan généralisée.

### c) Algorithme général d'un bi-partitionnement

L'algorithme général de la bi-partition d'un ensemble d'éléments logiques est le suivant :

- soit un ensemble  $N$  d'éléments, auquel sont associés les sites  $S_N$ .
- choisir une ligne de coupe  $c|_n$  et définir les ensembles de sites  $S'$  et  $S''$  correspondants.
- initialiser les sous-ensembles  $N'$  et  $N''$  d'éléments de  $N$  avec les éléments pré-placés (s'il y en a).
- effectuer une partition initiale des éléments non-fixés de  $N$ .
- améliorer la partition par des échanges d'éléments non fixés par la procédure de Linn-Kernighan généralisée avec les conditions :
  - surface totale des éléments de  $N' < = S'_N$
  - surface totale des éléments de  $N'' < = S''_N$

### d) Bi-partition initiale

L'existence d'éléments de position fixée préalablement soit dans  $S'$ , soit dans  $S''$ , soit dans les deux, favorise une partition initiale par un mode constructif déterministe. Il existe de nombreuses heuristiques différentes ([KRI 84]) mais on utilise généralement une des deux approches suivantes:

Algorithme 1 : remplissage préférentiel d'un côté

- tant que  $N' \cup N'' \neq N$  faire
  - choisir l'élément au coût de sélection maximum  
[avec coût de sélection = valeur absolue ( $C_S$  = connectivité à  $N'$ -connectivité à  $N''$ )]
  - affecter l'élément à  $N'$  si ( $C_S$  est positif) et (si les conditions de taille sont respectées) sinon l'affecter à  $N''$

Algorithme 2 : remplissage alterné

- tant que  $N' \cup N'' \neq N$  faire
    - choisir l'ensemble  $N^P$  le moins occupé
    - lui ajouter l'élément qui a le coût  $C_S$  maximum et dont la taille le permet.
- $C_S$  = connectivité à  $N^P$  - connectivité à  $N^{\bar{P}}$

II.2.4.3 Stratégie générale du placement par bi-partitionnements successifs

Le placement complet d'un circuit est effectué par bi-partitionnements successifs du réseau logique et topologique. L'organigramme général est le suivant :

- définir le graphe de connectivité du circuit logique  $N$
- assigner les éléments pré-placés  $\{e_0\}$
- tant qu'il existe un sous-ensemble  $N_j$  tel que  $(N_j) > 1$  faire
  - choisir une ligne de coupe  $cl_j$  du circuit
  - bi-partitionner les ensembles d'éléments  $N_k$  des blocs  $S_k$  traversés par la ligne de coupe  $cl_j$  suivant la procédure de Linn-Kernighan généralisée
- Affecter, chaque élément  $e$  au site  $S_e$  correspondant .

Le choix des lignes de coupe peut être fixé, ou décidé par programme.

En corollaire, il est évident que le résultat dépend fortement de la position des lignes de coupe et de leur ordre de traitement.

Comme pour les méthodes ascendantes de placement, on peut classer les méthodes de placement par bi-partitions en deux catégories :

- les heuristiques guidées par une pré-structuration logique des éléments ("block oriented min-cut placement"),
- les heuristiques guidées par une pré-structuration topologique des sites ("cut oriented min-cut placement").

#### II.2.4.4 Méthodes guidées par une pré-structuration logique des éléments

La bi-partition du réseau logique est effectuée de manière optimale, sans contrainte de taille des éléments. La position de la ligne de coupe est déterminée par la suite, suivant la taille des deux sous-ensembles logiques.

L'heuristique de placement est la suivante :

- Tant que il existe un bloc N avec  $|N| \neq 1$  faire

- sélectionner un bloc N

- effectuer la bi-partition optimale de l'ensemble E des éléments du bloc N.

- fixer la taille des sous-blocs N' et N" d'après les ensembles E' et E"

La figure suivante donne un exemple de placement par cette méthode.

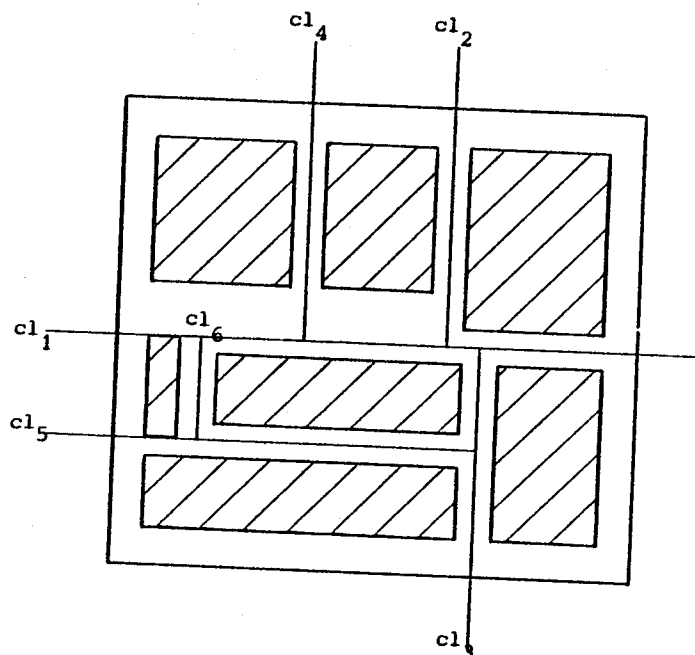


Figure 15: Résultat d'un placement par une méthode "block-oriented min-cut"  
L'indice des lignes de coupe correspond à leur ordre de traitement

Cette stratégie est généralement employée pour le placement de blocs de tailles et de formes variables (Lauther [LAU 79]).

Elle convient particulièrement bien au placement hiérarchisé de macro-cellules sur des structures sans contraintes (Preas et Gwyn [PRE 78]).

La position des lignes de coupe est déterminée par la taille des éléments traités et une estimation de la surface nécessaire à l'interconnexion.

En corollaire de cette approche, le placement obtenu crée des canaux d'interconnexion entre les éléments, qui suivent la direction des lignes de coupe.

#### II.2.4.5 Méthodes guidées par une pré-structuration topologique des sites

Dans cette approche, la position de l'ensemble des lignes de coupe est prédéterminée.

Les bipartitions sont effectuées séquentiellement en respectant les contraintes de taille des blocs prédéterminés.

Le résultat dépend de l'ordre de traitement des lignes de coupe.

L'heuristique de cette stratégie est la suivante :

- choisir une séquence de traitement des lignes de coupe
- pour chaque ligne de coupe (c1), faire
  - pour chaque bloc N traversé par la ligne de coupe (c1) faire :
  - évaluer la taille des 2 demi-blocs N' et N''
  - effectuer une bi-partition de l'ensemble E de façon à ce que la taille des sous-ensembles E' et E'' correspondent à leur bloc respectif.

Cette stratégie est généralement utilisée sur les réseaux dont la structure topologique est connue (réseaux structurés).

Les méthodes, qui suivent cette stratégie, sont caractérisées par la séquence de traitement des lignes de coupe :

- quadrature placement : séquence alternée de lignes de coupe verticales et horizontales (figure 16a).

Cette méthode est particulièrement adaptée aux réseaux non-structurés ou de structure matricielle. Une application de cette méthode est illustrée dans [BUR 83].

- bisection placement : le réseau est partitionné verticalement (resp horizontalement) en deux blocs de taille égale ; puis chaque bloc est partitionné en 2 parties égales suivant la même direction. Quand toutes les lignes de coupe verticales (resp horizontales) ont été traitées, le même processus est appliqué aux lignes de coupe de direction perpendiculaire (figure 16b).

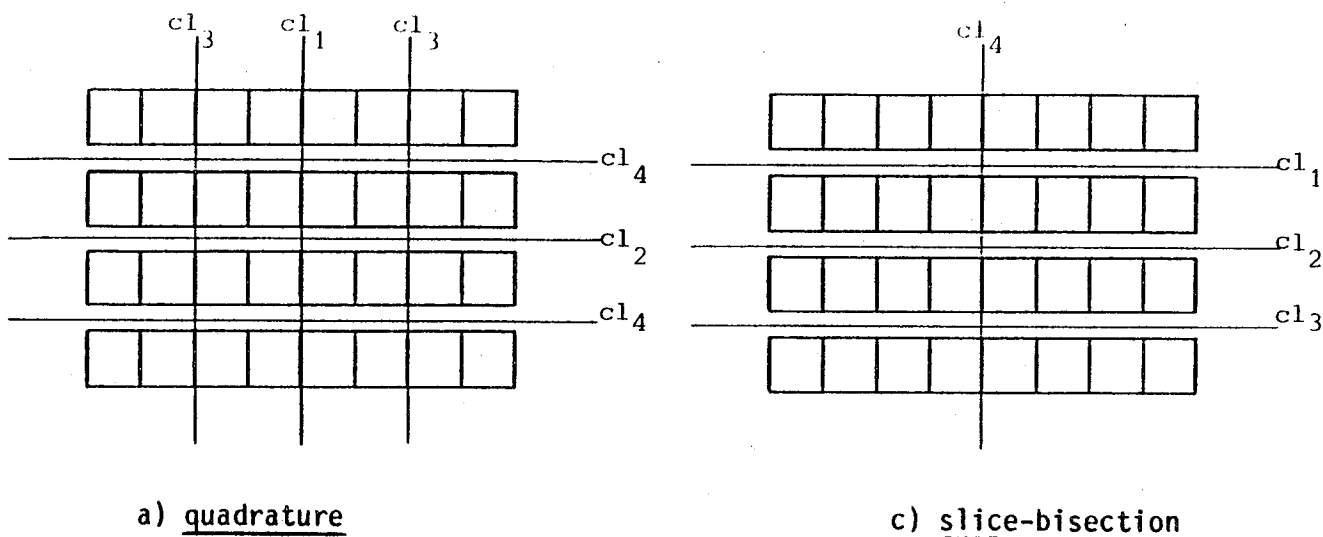
Cette méthode est appliquée plus particulièrement aux réseaux structurés en bandes.

- slice/bisection placement : Toutes les lignes de coupe horizontales (resp. verticales) sont traitées successivement, d'un bord du réseau à l'autre. Puis, une méthode de bisection est appliquée aux lignes de coupe de direction perpendiculaire (figure 16c).

Cette méthode est également appliquée aux réseaux structurés en bandes ; elle s'apparente à une stratégie ascendante de type "serpent" sur une colonne (resp. rangée) entière.

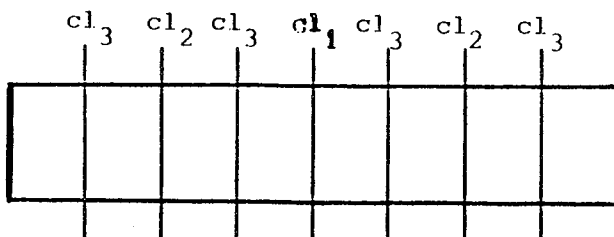
D'autres séquences de traitement ont été expérimentées ; en particulier, on trouvera dans [SHI 80] une comparaison des résultats de placement sur un réseau prédiffusé CMOS pour différentes séquences de traitement des lignes de coupe.

Nous montrerons dans le paragraphe III qu'on peut évaluer la séquence de traitement optimale à partir de l'étude de la structure topologique d'un réseau.



a) quadrature

c) slice-bisection



b) bisection

Figure 16 : Différents ordres de traitements des lignes de coupe

#### II.2.4.6 Conclusion

Les avantages des méthodes de bi-partitionnements sont, principalement :

- de permettre une vision globale du placement :
  - les relations de connectivité entre les éléments sont prises en compte sur l'ensemble du réseau-logique.
  - les contraintes de placement (faisabilité du placement) sont prises en compte sur l'ensemble du réseau-hôte.
- de favoriser l'optimisation des critères de minimisation et d'uniformisation des densités de connexions sur le réseau-hôte.

Les inconvénients de ces méthodes viennent de :

- l'importance du choix des lignes de coupe et de la séquence de traitement des lignes ; jusqu'à présent, ces critères sont uniquement déduits de l'expérimentation.
- l'impossibilité de prendre en compte la position réelle des points de contact sur les cellules : ce facteur peut aller à l'encontre de l'objectif souhaité de minimisation des densités de connexions.

Ces deux points seront développés et analysés au paragraphe III.

### II.2.5 Importance du placement constructif

Le placement constructif a pour but de déterminer une solution initiale acceptable (voire suffisante) qui puisse être améliorée par la phase d'améliorations itératives si nécessaire. Mais, le placement initial, élaborée à partir de critères de coût partiel, peut conduire à une solution dont le coût est un optimum local qui ne pourra pas être dépassé. C'est pourquoi, il existe 2 approches :

- soit fournir le meilleur placement constructif,
- soit fournir plusieurs solutions initiales aléatoires soumises à amélioration.

A notre avis, la qualité nécessaire de la phase constructive dépend en grande partie :

- des possibilités d'estimations du résultat final à partir d'une solution initiale,
- des performances de l'algorithme d'améliorations itératives.

#### a) Estimation prédictive du résultat final

Le problème du placement est NP complet. On ne peut, en l'absence de contrainte, à partir de deux solutions initiales équivalentes (coût partiels équivalent), laquelle donnera le meilleur résultat final.

Néanmoins, si le placement est soumis à un grand nombre de contraintes, on peut estimer qu'une solution initiale déterministe, qui respecte ces contraintes, donnera une meilleure solution qu'une solution initiale aléatoire; de plus, le respect des contraintes impératives du placement est garanti dès la solution initiale.



C'est le cas, en particulier, pour les contraintes suivantes :

- placement bien initialisé par un grand nombre d'éléments pré-placés (par exemple, l'ensemble des cellules d'entrée/sortie)
- position de certaines cellules soumise à un ordre fixé.
- structuration des ressources d'interconnexion : les heuristiques de placement constructif déterministe peuvent prendre en compte la structure topologique du réseau.

Ce point sera développé au paragraphe III.

### b) Performances de l'amélioration itérative

Si la méthode d'améliorations est contraignante, longue ou qu'elle risque de s'arrêter à un minimum local, on peut estimer qu'une solution initiale déterministe sera meilleure qu'un placement initial aléatoire : ceci est vrai en particulier lorsque les cellules ont des tailles et des formes variables (difficulté à échanger les cellules) et lorsque leur nombre est important.

## II.3 Méthodes d'améliorations itératives du placement

### II.3.1 Méthodes stochastiques

Dans cette approche, les transformations locales (symétrie, rotation, translation) et les transformations globales (échanges par paires, translations) sont choisies aléatoirement et appliquées à des éléments choisis au hasard.

Cette heuristique particulièrement longue n'est pas appliquée au problème de placement sur circuit. Néanmoins, une approche heuristique récemment développée par Kirkpatrick [KIR 83] est appliquée dans les problèmes où le temps de calcul n'est pas critique. Le problème de l'optimisation d'un placement est assimilé à la recherche d'une configuration d'énergie minimum d'un système d'atomes par la méthode du recuit:

- l'énergie interne  $E$  du système est assimilée au coût du placement.
- l'ampleur des modifications globales (longueur max. d'une translation, distance max. entre 2 éléments échangés) dépend d'un coefficient  $T$  dit de "température".

-Pour chaque modification du placement :

- si l'énergie du système (le coût du placement) est améliorée, la transformation est acceptée,
- si l'énergie du système est dégradée, la transformation est acceptée avec une probabilité de  $e^{\frac{-\Delta E}{kT}}$  ( k = constante )

L'optimisation du placement est obtenue en générant aléatoirement des modifications selon ce principe, lors de phases successives de coefficient T décroissant. Cette méthode permet principalement, en acceptant sélectivement des modifications qui n'améliorent pas le coût total du placement, de rompre des minima locaux de la fonction coût.

Néanmoins, cette approche reste longue (baisse progressive du coefficient de température), et le calcul des coefficients T, k et d est expérimental. Elle n'a été appliquée qu'à des problèmes où peu de critères doivent être simultanément optimisés (placement de blocs déformables [TSI 84]).

### II.3.2 Méthodes déterministes

Les transformations locales de symétrie et de rotation sont systématiquement appliquées à chaque élément.

La restriction des essais portent sur :

- la procédure d'échange entre les éléments
- le choix déterministe des éléments échangés

(la translation d'un élément est assimilée à un échange avec une cellule "vide").

Un échange n'est accepté que si le coût du placement est amélioré.

Un échange peut impliquer deux ou plusieurs éléments.

#### II.3.2.1 Méthodes semi-énumératives

La restriction des échanges est basée ici sur des relations de proximité topologique des éléments impliqués. Les éléments candidats à un échange sont ceux qui occupent les sites compris dans une fenêtre de dimension fixe.

Toutes les configurations permises par la procédure d'échanges sont générées, et la solution au meilleur coût est conservée .

L'ensemble de ces méthodes est décrit dans [HAN 72].

Exemples de procédure d'échange :

- a) Pairwise Interchange : échanges par paires systématiques des  $k$  éléments compris dans une fenêtre ( $k.(k-1)/2$  échanges)
- b) Enumération des  $k!$  configurations de placement.
- c) Neighborhood Interchange : énumération des  $2^k$  configurations de placement par échange vertical (resp. horizontal) de paires d'éléments sur des lignes (resp. colonnes) adjacentes.

En pratique, on choisit souvent d'arrêter le processus d'échange à la première solution qui améliore le coût.

La fenêtre est déplacée successivement d'un ou plusieurs pas de grille pour couvrir tout le circuit.

Lorsque l'échange est limité à une direction, on utilise plusieurs cycles successifs de traitement alternativement horizontal et vertical (figure 17).

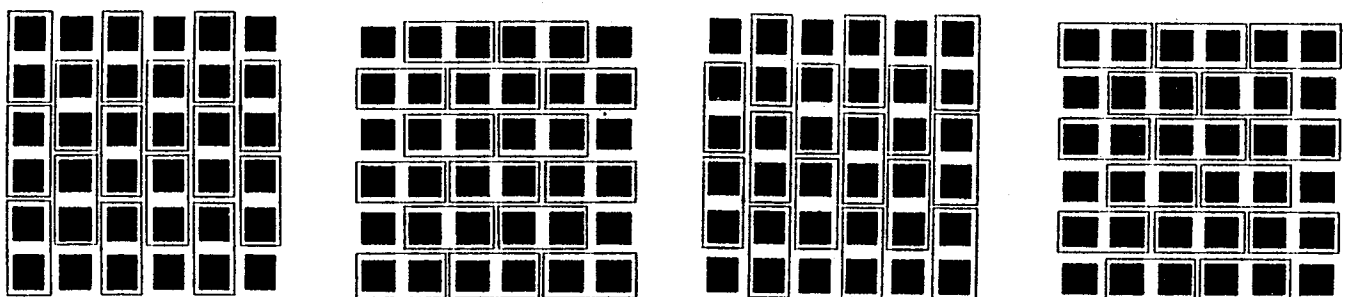


Figure 17 : Séquence d'améliorations par des échanges par paires  
(d'après Breuer[BRE 83] - une séquence = 4 cycles d'échanges par paires).

### II.3.2.2 Méthodes par vecteur de force:

A chaque élément est associé un vecteur de force, qui représente la résultante des forces d'attraction exercées sur lui par les éléments (ou points de contact) placés auxquels il est connecté.

L'élément initial est échangé avec un ou plusieurs éléments proches situés dans la direction du vecteur de force (force directed interchange [HAN 73]).

La norme du vecteur de force peut être soit constante (elle dépend uniquement de la direction des connexions), soit linéaire (chaque connexion est représentée par un vecteur dont la norme est proportionnelle à la distance).

Au cours d'une phase d'améliorations itératives, les éléments sont traités par ordre d'importance de la valeur de leur vecteur de force, ou de leur connectivité aux éléments placés.

Cette méthode introduite par Fisk, Caskey et West [FIS 67], a été largement expérimentée par Breuer [BRE 83] pour différentes fonction de vecteur-force, et par Wilson et Smith [WIL 74] pour différentes règles d'ordonnement des éléments traités.

### II.3.2.3 Méthodes par relaxation

Ces méthodes sont une extension de la classe précédente.

L'élément candidat est ici placé sur un site proche de sa position de relaxation. La position de relaxation d'un élément est un site (ou un ensemble de sites) où le vecteur-force de cet élément est nul (barycentre des coordonnées des éléments ou contacts auxquels il est connecté).

Plusieurs méthodes de calcul des sites de relaxation ont été définies :

- barycentre des points de contact reliés [HAN 72]
- "médián" de l'élément [GOTO 79] : barycentre des éléments connectés
- "net-balance" [KOZ 83] : barycentre sur une colonne ou une rangée

Les méthodes d'échanges sont multiples :

- a) Echange par paires avec l'élément occupant le point de relaxation
- b) Echanges par paires systématiques avec les  $\epsilon$  éléments les plus proches du point de relaxation
- c) Translation sur le site libre le plus proche du point de relaxation
- d) Dans une rangée, translation sur le site de relaxation et décalage de tous les éléments de la rangée [KOZ 80].

Les méthodes d'améliorations itératives par relaxation permettent de diminuer notablement le nombre d'essais de placement, mais ne garantissent pas que l'échange avec un élément proche du point de relaxation représente l'échange au meilleur coût pour l'élément initial.

Une variante de ces méthodes consiste à restreindre les éléments candidats à l'échange (éléments proches du médian de l'élément initial) à ceux dont le médian est proche de l'élément initial (force directed pairwise relaxation [ST 61] et [HAN 73]) ; cette procédure est très efficace mais très sélective.

#### II.3.2.4 Echanges entre plusieurs éléments

Les procédures d'échange limitées entre 2 éléments constituent une limitation aux possibilités d'améliorations du placement : certaines configurations de placement constitue, à l'évidence, un minimum local du coût qui ne peut être amélioré que par des modifications telles que plusieurs échanges par paires simultanés, ou par une permutation circulaire de plusieurs éléments.

Des exemples de telles configurations sont donnés dans l'étude de cas de la partie B de cette thèse.

Ces procédures d'échange sont rendues possibles par la méthode FDR (Force Directed Relaxation) décrite dans [HAN 73] :

- l'élément initial d'une modification est placé sur le site le plus proche de son point de relaxation
- l'élément qui occupe ce site est déplacé à son tour sur son point de relaxation
- et ainsi de suite jusqu'à ce qu'un élément de cette chaîne soit affecté à un site libre, ou à un site occupé par un élément précédent de la chaîne (cas de cycle)
- l'ensemble des modifications est accepté si le coût du placement est réduit.

Cette procédure permet d'envisager toutes les figures d'échange possible entre les éléments, mais l'expérimentation a montré [HAN 73] que la poursuite de la chaîne des modifications jusqu'à un cycle (ou un site libre) était très coûteuse en temps calcul.

Une amélioration de cette méthode a été introduite par GOTO [GOT 79] avec la méthode GFDR (General Force Directed Relaxation Method) :

- la chaîne des modifications n'est poursuivie qu'à concurrence de  $\lambda$  étapes (la valeur  $\lambda$  optimale est de l'ordre de 4 ou 5).
- de plus, lorsqu'un élément de la chaîne est déplacé, les  $\epsilon$  éléments voisins de son point de relaxation sont d'abord placés sur le site laissé libre par l'élément initial de la procédure ; la chaîne n'est poursuivie que si aucun essai d'échange n'améliore le coût du placement.

Cette heuristique favorise les permutations circulaires entre plusieurs éléments (y compris les échanges par paires) et augmente les chances de conserver une chaîne de modifications dont le coût est amélioré.

Cette méthode est plus amplement détaillée en partie B de cette thèse.

#### II.3.2.5 Limitations des procédures d'échanges

L'amélioration itérative d'un placement par des procédures d'échange est difficile si la taille des éléments est très différente.

Ce problème peut être résolu partiellement en réalisant des regroupements d'éléments de taille proche de celle de l'élément initial de l'échange.

Cette approche a été utilisée dans le programme PLACA (voir partie B).

Elle est, heureusement, souvent réalisable sur des réseaux structurés puisque les cellules sont généralement rectangulaires et occupent un nombre entier de sites unitaires ; néanmoins, les procédures de regroupement de plusieurs cellules en une macro-cellule dépendent fortement de la structure du réseau-hôte et de la gamme de tailles des cellules.

On peut remarquer que les méthodes d'améliorations itératives de circuits composés de macro-cellules de taille très variable ("general cell-assemblies", plan de masse) n'utilisent pour le moment que des opérations de symétrie, translation et rotation : les méthodes en cours de développement se réfèrent à la manipulation des "graphes de position" relative entre les cellules ([PRE 78]) dont Lauther [LAU 79] a étudié plusieurs procédures de modification.

### II.III Choix et optimisation des méthodes de placement sur réseaux structurés

#### INTRODUCTION :

Comme nous l'avons vu au chapitre précédent, il existe de nombreuses méthodes de placement distinctes qui ne fournissent pas une même solution pour un problème de placement. Il apparaît clairement, et ceci est vérifié expérimentalement, que certaines stratégies sont plus adaptées à certains types de problèmes et qu'aucune des méthodes de placement n'est à même de résoudre efficacement tous les types de placement. Quelle que soit la sophistication de leur heuristique d'essai et la finesse d'évaluation des critères du coût, les méthodes de placement appliquées à un problème donné sont principalement discriminées par la possibilité de tenir compte avec profit des caractéristiques réelles de ce problème :

- les caractéristiques du réseau logique à implanter,
- les caractéristiques topologiques du réseau physique,
- la nature des contraintes de conception,
- la nature réelle des critères à optimiser.

Ce chapitre a pour but de montrer, à l'aide d'exemples réels, les renseignements que peut apporter l'analyse de ces caractéristiques en ce qui concerne la détermination de la stratégie, de l'heuristique d'essais et de l'évaluation des critères les mieux adaptés au traitement d'un problème donné.

Au cours de cette étude, nous définirons également des heuristiques d'essais originales, particulièrement puissantes pour le placement constructif de circuits sur des réseaux fortement structurés.

### III.1 Etude des caractéristiques logiques d'un réseau de cellules

Dans un réseau de cellules, les connexions sont généralement multi-terminales, et le nombre de connexions des cellules est très variable.

#### III.1.1 Modélisation réaliste du réseau logique

Le réseau logique peut être représenté, soit par un graphe de connectivité entre les éléments, soit par un graphe bi-parti élément-équipotentielle (cf paragraphe I.2).

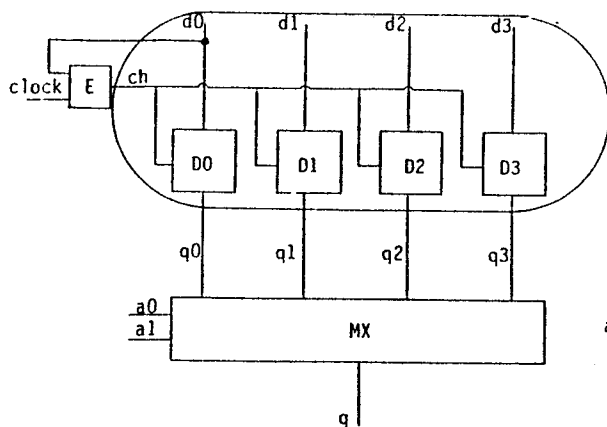
Le graphe de connectivité ne fournit pas une représentation réaliste des connexions dans un circuit intégré : en effet, une connexion multi-terminales (plus de deux points de contact) qui possède 1 point de contact sur  $n$  éléments est représentée par  $(n)$  arcs sur chacun de ces éléments.

La figure 18 en donne un exemple :

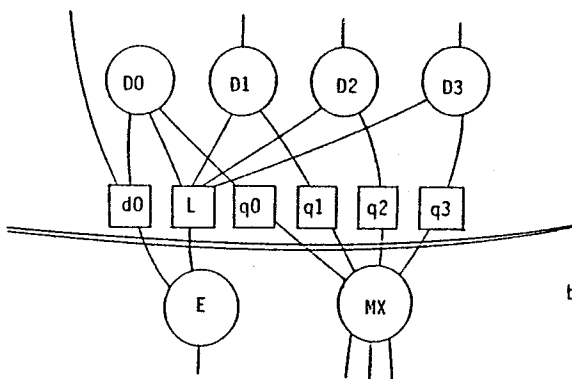
- l'élément E est relié aux éléments  $D_0, D_1, D_2$ , et  $D_3$  par une connexion (ch) à 5 contacts. Cette connexion est modélisée sous la forme de 4 arcs qui partent de l'élément E.
- par contre, les 4 arcs qui relient l'élément MX aux éléments  $D_0, D_1, D_2$  et  $D_3$  correspondent effectivement aux 4 connexions bi-terminales qui relient ces éléments.

Cet effet introduit une erreur importante dans la mesure des critères de connectivité entre les éléments à partir d'une description du circuit par un graphe de connectivité.



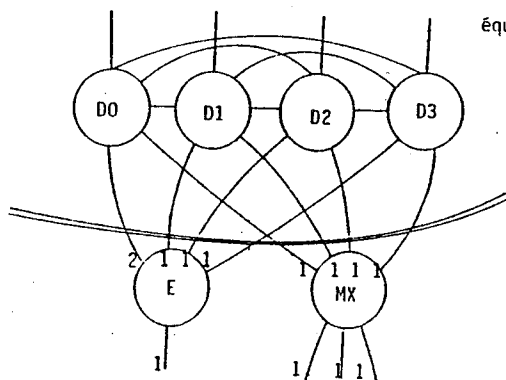


a) Les éléments D0,D1,D2,D3 sont placés.



b) Mesure de la connectivité aux éléments placés dans un graphe biparti

L'élément MX est connecté par 4 équipotentielles aux éléments placés



c) Mesure de la connectivité aux éléments placés dans un graphe de connectivité

L'élément E possède un degré de connectivité de 5 par rapport aux éléments placés.

**Figure 18 : Evaluation du critère de connectivité**

### III.1.2 Règles de sélection des éléments

#### Evaluation des critères de connectivité

Les critères de connectivité entre un élément non-placé et un ensemble d'éléments placés représentent les critères primordiaux des règles de sélection des éléments qui sont utilisées par les méthodes de placement constructives.

##### a) Notion de connectivité

Le but des critères de connectivité est d'évaluer l'attraction produite sur un élément non-placé par les éléments placés auxquels il est relié ; la sélection de l'élément le plus connecté permet de minimiser la longueur de ses connexions.

Dans les méthodes ascendantes, la mesure de la connectivité entre un élément candidat et un ensemble d'éléments placés est donnée par la somme des pondérations des arcs entre ces ensembles dans le graphe de connectivité du circuit.

Une valeur réaliste de la connectivité ne peut être fournie que par le nombre d'équipotentiels entre l'élément-candidat et l'ensemble des éléments placés.

La figure 18 donne un exemple d'évaluation aberrante de la connectivité à partir d'un graphe de connectivité :

- les éléments  $D_0, D_1, D_2$  et  $D_3$  représentent l'ensemble des éléments placés
- l'élément non placé MX est attiré par 4 bi-terminales ; la valeur de connectivité est égale à 4.
- l'élément non placé E est attiré par 2 multiterminales ; sa valeur de connectivité est égale à 5.

Suivant cette évaluation, l'élément E devrait être sélectionné bien que ce choix ne permette de minimiser la longueur que de 2 connexions.

Nous utiliserons par la suite une mesure de connectivité évaluée par le nombre d'équipotentiels qui relie l'élément candidat à un ensemble d'éléments.

Cette valeur est obtenue au cours d'un placement constructif par la procédure suivante :

Pour chaque élément candidat au placement faire :

- indice de connectivité = 0
- pour chaque connexion de l'élément faire
  - si la connexion est reliée à un élément placé alors incrémenter l'indice de connectivité.

Cette procédure nécessite une description bi-partie du réseau logique.

#### b) Choix des critères de connectivité

L'indice de connectivité traduit l'attraction produite sur un élément candidat par l'ensemble des éléments placés.

On utilisera de préférence un critère de connectivité évalué par la différence entre le nombre de connexions de l'élément candidat liées aux éléments placés et le nombre total de ses connexions.

Nous appellerons cette valeur : connectivité relative d'un élément.

L'utilisation de ce critère présente deux avantages :

- il permet de ne pas favoriser les éléments qui possèdent beaucoup de connexions par rapport aux éléments qui en possèdent peu.
- le choix d'un élément dont la connectivité relative est maximum permet de définir l'élément qui est le plus connecté aux éléments placés et le moins connecté aux éléments non-placés.

Le critère de connectivité relative représente le critère principal des règles de sélection des éléments.

Un critère de sélection secondaire est constitué par le nombre total de connexions de l'élément candidat : un élément qui possède beaucoup de connexions permet de mieux initialiser les valeurs de connectivité des éléments candidats suivants.

## III.2 Etudes des caractéristiques topologiques d'un réseau structuré

### III.2.1 Introduction

Dans les cas réels, la réalisation ultérieure des interconnexions entre les cellules est généralement fortement éloignée de leurs représentations par les relations de connectivité entre les éléments placés.

Ces différences sont introduites par :

- la disposition des ressources d'interconnexion :

les connexions entre éléments ne sont pas tracées en lignes droites mais doivent faire des détours pour emprunter les ressources d'interconnexion disponibles. Celles-ci sont constituées de canaux d'interconnexion qui contournent les cellules et/ou de passages au-dessus des cellules en nombre plus ou moins restreint.

- la topologie des cellules :

une cellule n'est pas un élément définissable uniquement par un ensemble d'équipotentiels liées car le tracé des connexions dépend des positions des points de contact correspondants. Une non-équivalence des positions des points de contact est introduite par la topologie (taille, forme) de la cellule ainsi que par les différences d'accessibilité des points de contact suivant les ressources d'interconnexion qui traversent ou entourent la cellule.

- la nature des ressources d'interconnexion :

une connexion est réalisée en plusieurs segments qui peuvent ne pas être équivalents au sens des critères de coût ; la non équivalence des ressources d'interconnexion est généralement introduite par :

- l'emplacement sur le réseau : un passage au dessus d'une cellule est plus pénalisant (effets parasites sur les éléments actifs) qu'une connexion dans un canal.
- le matériau utilisé : un segment en silicium polycristallin est plus "long" (ralentissement du signal) qu'un segment en aluminium de même longueur géométrique.

Nous regroupons l'ensemble de ces caractéristiques topologiques liées à la réalisation des interconnexions sous le terme générique de "caractéristiques de connectique" d'un réseau physique (ou "connectique d'un réseau").

Les réseaux structurés présentent la particularité d'offrir des caractéristiques topologiques (position et nature des ressources d'interconnexion) régulières sur tous le réseau.

L'emploi de cellules standardisées ou de cellules de bibliothèques permet de dégager aussi des caractéristiques globales de connectique des éléments.

Nous proposerons d'abord une analyse de ces caractéristiques et montrerons par la suite comment elles peuvent être prises en compte à tous les niveaux de la définition d'une méthode de placement (modélisation du problème, choix et évaluation des critères de placement, heuristiques d'essais et stratégie de placement).

### III.2.2 Disposition des ressources d'interconnexion

#### a) Notion de connectabilité

##### Définition :

Par analogie avec la notion de connectivité entre deux éléments logiques, on désignera par la "connectabilité entre deux sites", la possibilité de réaliser les interconnexions entre les cellules placées sur ces sites de façon optimale (longueur des connexions, occupation des ressources d'interconnexion).

Nous ne proposerons pas d'évaluation chiffrée de la connectabilité des sites d'un réseau mais on peut définir facilement des comparaisons du type :

Le site  $S_A$  est plus fortement connectable au site  $S_B$  que le site  $S_C$ .

Exemple : dans un réseau de macro-blocs de cellules, séparés par des canaux d'interconnexion (figure 19)

- deux sites (A,B) adjacents dont les faces de contact partagent la même ressource d'interconnexion sont facilement connectables ;
- deux sites adjacents (C,D) dont les faces de contact sont opposées sont peu connectables ;
- deux sites (E,F) dont les faces de contact sont face à face, sont plus fortement connectables que des sites adjacents (A,B) dont les faces de contact sont côte à côte.

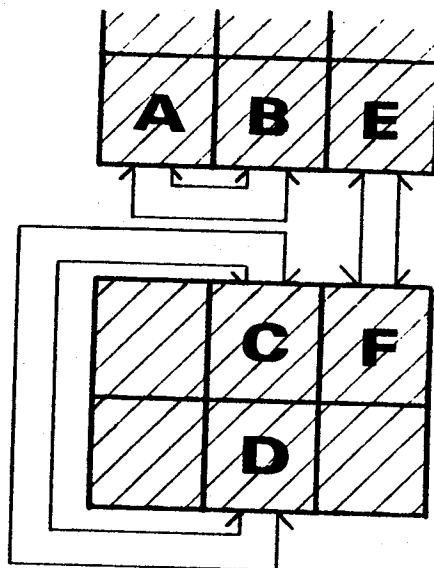


Figure 19 : connectabilité des sites dans une structure de macro-blocs

b) Relations privilégiées et directions privilégiées de la connectique

En première approche, un réseau de cellules est un ensemble de blocs dont l'interconnexion est entièrement réalisée dans des canaux libres sur tous les niveaux.

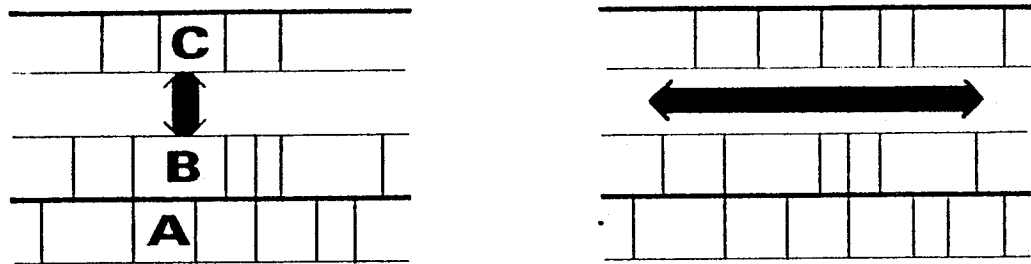
Les liaisons entre les points de contact des cellules sont donc rejetées dans les canaux d'interconnexion : on définit ainsi des relations privilégiées de "connectabilité" entre les sites qui partagent les mêmes ressources d'interconnexion.

Exemple de la figure 20a : la cellule C est plus facilement connectable à la cellule B que la cellule A, et, d'une manière générale, nous dirons que les sites de B et C ont des relations de connectique privilégiées.

Lorsque la structuration topologique du circuit est forte, les flots de connexions suivent les canaux dont la répartition et les directions sont régulières ; on définit ainsi globalement des directions privilégiées de "connectabilité" entre les cellules (ou groupe de cellules) qui partagent les mêmes ressources d'interconnexion.

Exemple de la figure 20b: La structuration horizontale des sites donne une direction horizontale privilégiée pour la connectique des sites d'une même bande.

Conséquence : les cellules de la bande sont plus facilement "connectables" entre elles qu'avec les cellules des bandes supérieures ou inférieures.



a) relation privilégiée

b) direction privilégiée

Figure 20: relation et direction de la connectique dans un réseau en bandes

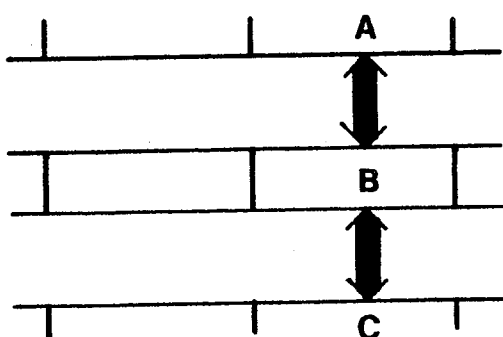
c) Relations de connectique et position des faces de contact

Dans les exemples précédents, les cellules ne possédaient qu'une face de contact (face de la cellule où sont disposés les points de contact).

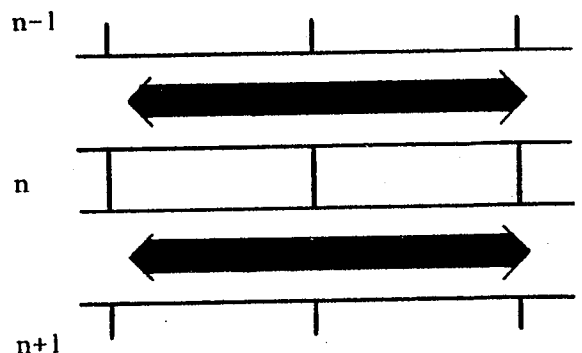
On peut définir de la même façon, des relations et des directions privilégiées de la connectique lorsque les cellules possèdent plusieurs faces de contact.

Faces de contact parallèles :

Exemple d'un réseau prédiffusé CMOS 1 couche: les cellules possèdent des contacts équivalents sur chacune des 2 faces horizontales.



a) relation privilégiée



b) direction privilégiée

Figure 21: relation et direction de la connectique d'un réseau prédiff. CMOS

Relations de connectique (figure 21a) : la cellule B est facilement connectable à la cellule C, et facilement connectable à la cellule A : un site de la rangée (n) a des relations privilégiées de la connectique avec les sites de la même colonne sur les rangées (n+1) et (n-1).

Directions de connectique (figure 21b) : les cellules de la bande (n) sont connectables de façon similaire avec les cellules des bandes (n-1) (n) ou (n+1). Les deux canaux horizontaux qui encadrent la rangée (n) donnent les 2 directions privilégiées de la connectique de la bande.

Face de contact perpendiculaires :

Exemple d'un réseau prédifusé ECL : les macro-sites sont composés de 4 sites qui ont chacun 2 faces de contact perpendiculaires.

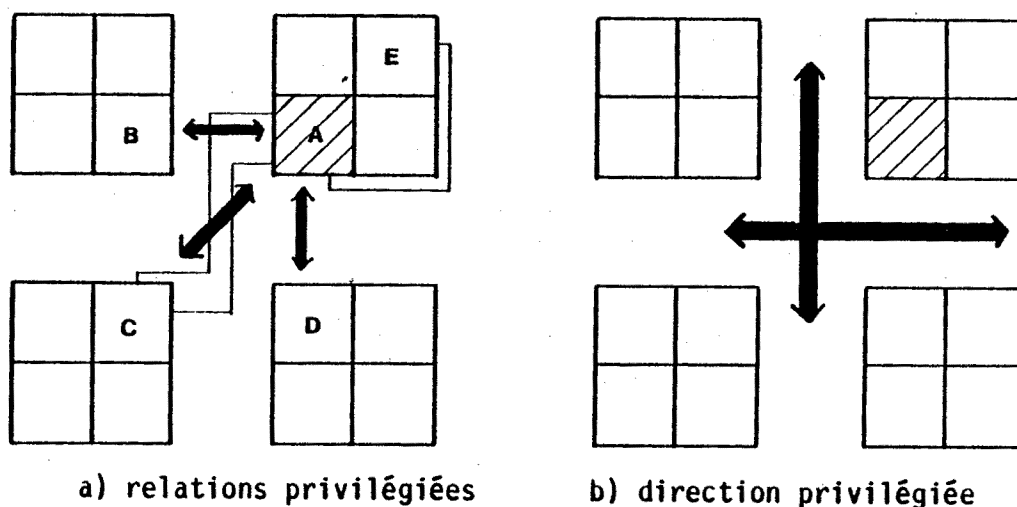


Figure 22 : relation et direction de connectique dans un réseau ACE

Relations de connectabilité (figure 22a) : la cellule A est facilement connectable aux cellules B,C ou D ; toutes les faces de contact de ces sites partagent les mêmes ressources d'interconnexion :

Les 4 sites qui entourent une zone d'intersection de canaux ont des relations privilégiées de connectique. Les sites des cellules A et E ne partagent aucune ressource d'interconnexion commune : ces sites ont de faibles relations de connectique bien qu'ils soient situés dans le même macro-site

Direction de connectique (figure 22b) : chaque site possède une face de contact sur un canal vertical et une face de contact sur un canal horizontal. Les directions de la connectique données pour ces 2 canaux ne sont privilégiées que dans la limite des 4 macro-sites qui entourent la zone d'intersection des canaux.



### III.2.3 Topologie des cellules

En première approche, une cellule est une "boîte noire" dont les points de contact sont disposés sur la périphérie.

Classiquement, la topologie (surface, forme) d'une cellule n'est utilisée, dans un programme de placement, que pour vérifier le non-recouvrement des éléments : la position de ses points de contact est assimilée peu ou prou au centre de la cellule.

D'après les remarques précédentes, il apparaît que l'évaluation des critères de placement liés au tracé ne peut être fidèle aux caractéristiques réelles du réseau que si les contacts d'une cellule sont traités par leur position réelle sur l'enveloppe de la cellule.

En effet, d'une part l'évaluation des densités de connexion dans les canaux dépend fortement de la face de contact à laquelle appartient le point de contact : la connaissance des ressources d'interconnexion utilisée est nécessaire.

D'autre part, la dimension des cellules est assez importante pour que l'évaluation des longueurs de connexions dépende en grande partie de la position exacte du contact placé : c'est à dire que la distance entre 2 contacts peut être très différente de la distance entre les centres de leur cellule respective.

### III.2.4 Nature des ressources d'interconnexion

Nous n'avons considéré précédemment que les relations de connectabilité entre les sites, introduites par les canaux d'interconnexion ; l'existence de passages au-dessus des cellules, introduit également des relations de connectique particulières entre les faces de contact reliées par ces passages.

Nous dirons que l'utilisation des passages au dessus des cellules représente une direction de connectique "secondaire" du réseau-hôte (fig.23) :

- la densité de passages est généralement inférieure à la densité des pistes dans un canal.
- leur utilisation est moins recommandée que l'utilisation des canaux d'interconnexion.

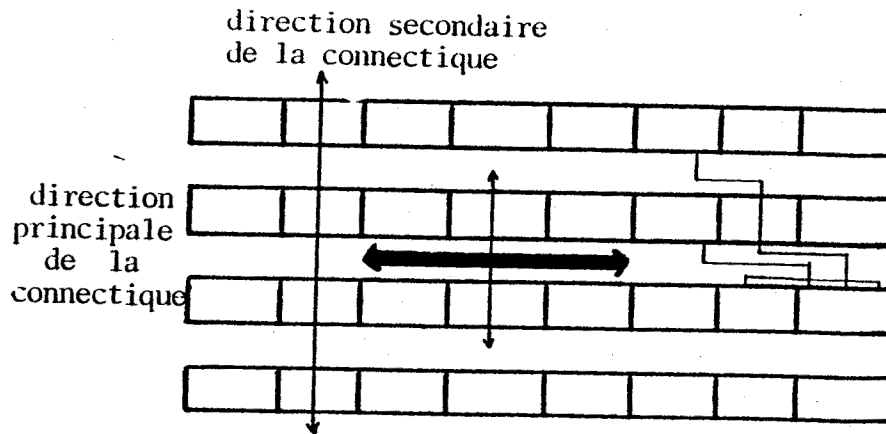


Figure 23 : directions de la connectique dans un réseau en bandes

### III.2.5 Conclusion

L'analyse des caractéristiques de connectique d'un réseau structuré permet de mettre en évidence :

- des directions privilégiées pour la réalisation des connexions
- des relations préférentielles de connectabilité entre les faces de contact des cellules suivant leur position par rapport aux ressources d'interconnexion
- l'importance du traitement de la position exacte des points de contact, et d'une manière générale de l'évaluation des critères liés au tracé des connexions par une modélisation proche de la réalité.

Ces renseignements permettent de guider les heuristiques de placement :

- la construction d'un placement selon une approche ascendante doit suivre les directions principales de la connectique du réseau ; ou bien les règles de sélection des sites et des éléments doivent tenir compte des relations de connectabilité entre les sites.
- la répartition des éléments sur le réseau par une méthode de placement par bi-partitionnements doit permettre de regrouper les éléments fortement connectés sur des sites fortement connectables.
- la modélisation du circuit, et l'évaluation des critères de placement liés au tracé sont soumises au traitement de la position exacte des points de contact ; en particulier, l'évaluation des densités de connexions (nombre et position des lignes de coupe du réseau) doit tenir compte de la position des points de contact sur les faces des cellules.

Les paragraphes suivant constituent des applications de ces principes en :

- validant ou améliorant des méthodes de placement classiques dont le domaine d'application est mis en évidence : il doit y avoir correspondance entre l'heuristique de la méthode et les caractéristiques de connectique du réseau
- développant des heuristiques de placement ou des outils d'évaluation des critères originaux à partir des caractéristiques de connectique des réseaux structurés .

### III.3 Etude des méthodes de placement du type "serpent" :

#### III.3.1 Domaine d'application privilégié :

Les heuristiques de placement constructif du type "serpent" utilisent une pré-structuration forte des sites du réseau-hôte : l'ordre de traitement des sites est pré-déterminé (cf II.2.3.5)

A chaque étape du placement :

- on traite un site libre (s) adjacent au dernier site utilisé (s-1).
- on sélectionne l'ensemble des éléments candidats au placement E en considérant les éléments non-placés les plus connectés aux éléments déjà placés.
- l'élément (e) retenu est l'élément de l'ensemble E dont le placement sur le site (s) minimise la longueur des connexions.

Cette stratégie n'est optimale que si la structure du réseau est telle que :

- pour chaque site (s-1) occupé, il existe un site libre (s) unique qui lui est le plus connectable.

En effet, l'heuristique de placement doit réaliser le placement de l'élément le plus connecté aux éléments placés sur le site le plus connectable aux sites occupés.

Ce cas de figure n'est représenté que par les structures en bandes de sites, sans passage au dessus des bandes (figure 24).

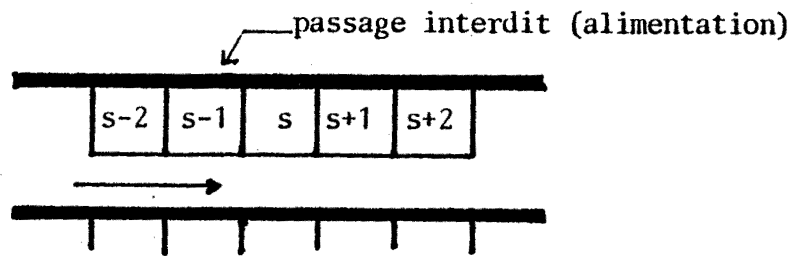


Figure 24 : placement sur une bande de la gauche vers la droite

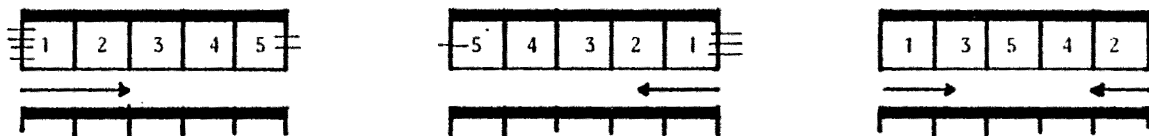
La bande possède une direction de connectique unique : le site le plus connectable au site (s-1) est le site (s).

La direction de la pré-structuration est donnée par la direction de connectique.

Le sens de traitement est donné par le choix du site de départ pour lequel le coût de sélection de l'élément est le mieux initialisé (fig. 2).

Exemples :

Dans la bande, on choisira comme site de départ, la face extrême qui reçoit le plus de connexions extérieures (fig. 25a et 25b).



- a) Serpent uni-directionnel de gauche à droite      b) Serpent uni-directionnel de droite à gauche      c) Serpent bi-directionnel

Figure 25 : Sens de traitement des sites

Si les faces du macro-sites ne sont pas renseignées, l'ordre de traitement des sites est alterné (fig. 25c); la règle de sélection des éléments consiste alors à sélectionner l'élément dont le coût  $C_E$  est maximum :

$$|C_E| = \quad \text{( connectivité aux éléments placés à gauche )} \\ \quad \quad \quad - \text{( connectivité aux éléments placés à droite )}$$

et  $C_E > 0$  si on traite un site de gauche

$C_E < 0$  si on traite un site de droite

### III.3.2 Extension à d'autres structures topologiques

La pré-structuration forte des sites en "serpent" peut être appliquée à des réseaux dont la direction de connectique principale n'est pas unique (cas général des réseaux structurés).

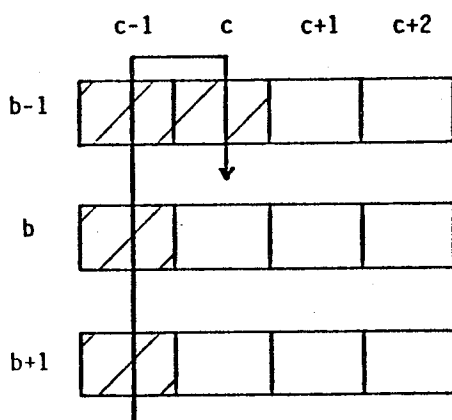
Mais dans ce cas, la règle de sélection des éléments candidats doit tenir compte des relations de connectivité aux éléments placés sur des sites situés sur des directions de connectique secondaires.

#### a) Structure en bandes de cellules à deux faces de contact parallèles :

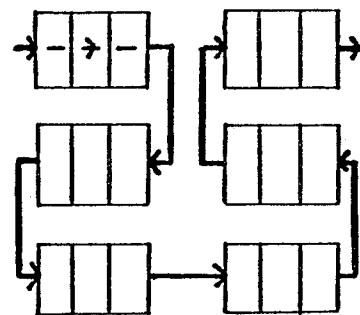
Le serpent de la figure 26a ne suit pas la direction principale de la connectique : les colonnes sont traitées successivement.

Pour chaque site (b, c), les critères de sélection des éléments portent sur :

- 1er critère - la connectivité aux éléments de la bande (b) (partition des éléments en bande),
- 2ème critère - la connectivité aux éléments placés des sites des bandes (b-1) et (b+1),
- 3ème critère - la connectivité aux éléments placés des bandes (b-2) et (b+2) ; (b-3) et (b+3) ; etc...



a) Serpent en colonne  
sur un réseau prédiffusé CMOS



3) Serpent "multi zig-zag"  
sur réseau précaractérisé CMOS et NMOS

Figure 26 : Différents serpents dans une structure en bandes de cellules à deux faces de contact parallèles

Le dernier critère permet de minimiser le nombre de connexions au dessus des cellules.

Cette stratégie "serpent" permet d'évaluer, à chaque colonne traitée, le nombre de passages nécessaires ; donc d'introduire des cellules de passage si cela est nécessaire.

Le serpent "multi-zig-zag" de Kozawa et al. [KOZ 83] suit l'ordre des bandes parallèles (fig. 26b) mais ne tient pas compte des 2 directions de connectique équivalentes.

b) Structure en bandes de cellules à face de contact unique :

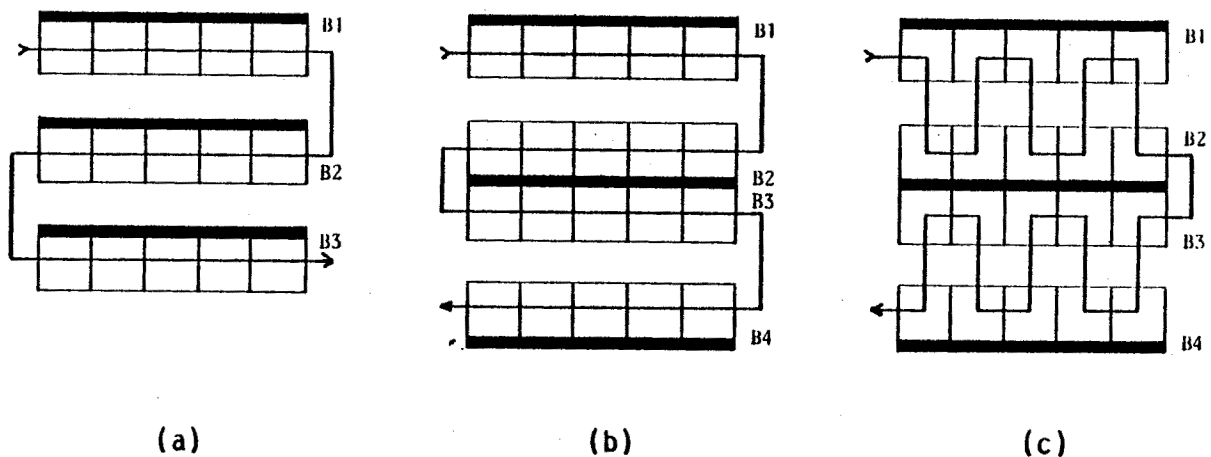


Figure 27 : Différents serpents dans un réseau de cellules standards

Le serpent en zig-zag (fig. 27a) suit le chaînage des sites en bandes. Pour chaque site (b,c) situé en colonne (c) et bande (b), les éléments sont sélectionnés en fonction des critères suivants :

- 1er critère : connectivité aux éléments placés de la bande (b)
- 2ème critère : connectivité aux éléments de la bande (b-1);  
en cas d'équivalence aux éléments de la bande (b-2),  
de la bande (b-3), etc...

Les figures 27b et 27c représentent une structure de macro-sites à 2 rangées de portes face à face (réseau MDMOS-CNET ou ISL-THOMSON).

Pour chaque site (b,c) les éléments sont sélectionnés en fonction des critères suivants :

1er critère : connectivité aux éléments placés de la bande b et de la bande b' située en face

2ème critère : connectivité aux éléments des bandes (b-1) et (b'-1) ;  
 en cas d'équivalence aux éléments des bandes (b-2) et (b'-2) ;  
 etc...

c) Structure bi-dimensionnelle de cellules à 4 faces de contact :

Une cellule à 4 faces de contact possède une direction de connectique horizontale et une direction de connectique verticale équivalente.

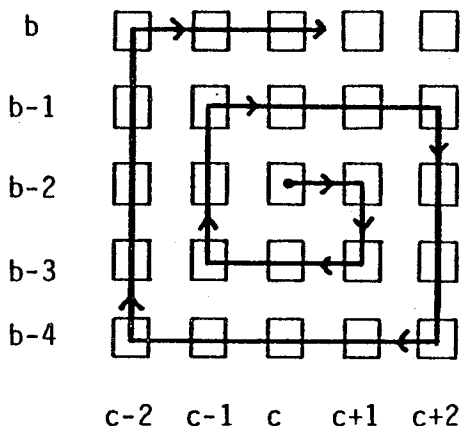


Figure 28 : serpent concentrique

Pour chaque site (b,c) traité, dans l'ordre du chaînage concentrique (fig.285), les éléments sont sélectionnés suivant les critères suivants :

1er critère : connectivité aux éléments placés en (b',c')

avec  $b' = b-1, b, b+1$  et  $c' = c-1, c, c+1$

2ème critère : connectivité aux éléments placés en (b'',c'')

avec  $b'' = b-2, \dots, b+2$  et  $c'' = c-2, \dots, c+2$  ;

etc...

La règle de sélection devient complexe et on préférera plutôt une méthode de placement par croissance épitaxiale (cf II.2.3.3). En effet, à une direction de connectique globalement radiale par rapport à l'élément central, doit correspondre un traitement par couches concentriques des sites (voir paragraphe suivant).

Remarquons qu'une stratégie de "serpent concentrique" centripète (traitement des sites de la périphérie vers le centre) est intéressante si la position des cellules d'entrée/sortie est soumise à un ordre prédéterminé.

### III.3.3 Conclusion

Les heuristiques de placement du type "serpent" sont plus particulièrement adaptées aux structures en bandes : la pré-structuration topologique du traitement des sites correspond à la structuration linéaire du réseau-hôte en bande.

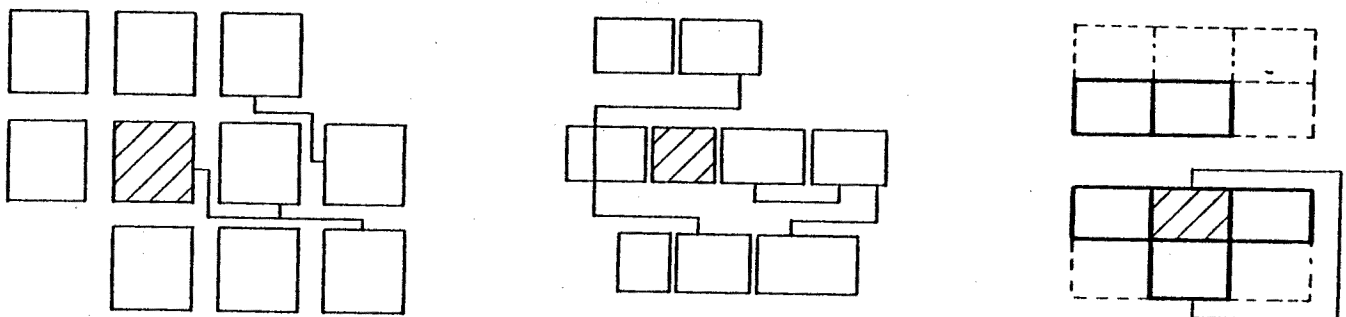
Néanmoins, les règles de sélection des éléments doivent tenir compte des ressources d'interconnexion secondaires.

### III.4 Etude des méthodes de placement par développement de noyau

#### III.4.1 Domaine d'application privilégié :

Les heuristiques de placement par développement de noyau (cf II.2.3.3) utilisent une pré-structuration faible des sites du réseau-hôte :

- le placement se construit progressivement à partir d'un élément pré-placé.
- à chaque étape du placement, les éléments les plus connectés aux éléments placés sont affectés provisoirement aux sites libres adjacents aux sites occupés. L'essai de placement qui minimise la longueur des connexions est conservé.



a) structure matricielle    b) structure en bande    c) structure de macro-blocs

Figure 29 : Exemples de tracé sur un placement concentrique



Cette règle est, à priori, efficace pour toutes les structures : le site le plus connectable aux sites occupés fait toujours partie des sites libres adjacents.

Néanmoins, on peut remarquer qu'une construction concentrique du placement a tendance à donner une orientation radiale aux flots de connexions. Donc, l'heuristique de placement tend vers l'optimisation des critères de placement si chaque site possède des directions de connectique horizontale et verticale équivalentes : les connexions utilisent alors indifféremment les canaux verticaux et horizontaux (fig. 29a).

Par contre, si chaque site possède une direction principale de connectique unique, l'heuristique de placement ne permet pas de favoriser l'utilisation des ressources d'interconnexions correspondantes ; le site retenu est choisi en fonction de la minimisation des longueurs de connexions bien que ce critère ne tienne pas compte de la nécessité d'utiliser des passages (fig. 29b) ou de détourner les connexions (fig. 29c).

Les méthodes classiques de développement par noyau sont donc peu adaptées aux structures en bandes ou en macro-sites de grande taille.

D'autre part, le ou les éléments initiaux du placement doivent constituer un noyau unique : un élément connecté à l'ensemble des éléments placés doit être affecté à un site proche de l'ensemble des sites occupés. Cette heuristique de placement ne convient donc pas si le placement est initialisé par des éléments dispersés sur le réseau-hôte ; en particulier, si la position des cellules périphériques est imposée par le concepteur.

#### III.4.2 Extension à des structures non-matricielles :

Néanmoins, le placement par développement de noyau peut être adapté aux structures non-matricielles, mais la méthode de placement doit alors corriger le développement radial des flots de connexions.

Rappelons qu'une construction du placement par développement de noyau peut être nécessitée par des contraintes de conception telles que :

- le respect d'un facteur de forme du circuit,
- la minimisation de la surface du circuit,
- le pré-placement définitif d'une cellule ou d'un groupe de cellules par le concepteur.

Nous proposons 2 principes pour corriger les effets d'une construction concentrique du placement sur une structure non-matricielle ; ces deux principes peuvent être employés simultanément.

a) Utilisation de "fenêtres" des sites :

On utilise des fenêtres de taille croissante à partir de l'élément initial du placement. A chaque étape du placement, les éléments sélectionnés sont placés de préférence sur un site libre englobé par la fenêtre ; la fenêtre est élargie si tous les sites englobés sont occupés.

Cette approche est utilisée classiquement pour respecter un facteur de forme de réseau : la fenêtre initiale est alors définie pour un rapport longueur/largeur proche du facteur de forme désiré.

Nous utiliserons ce principe, mais en donnant aux fenêtres une forme qui favorise l'utilisation des canaux d'interconnexion : chaque fenêtre englobe un ensemble de sites fortement connectables.

La figure 30 donne un exemple des fenêtres successives d'un réseau de macro-sites.

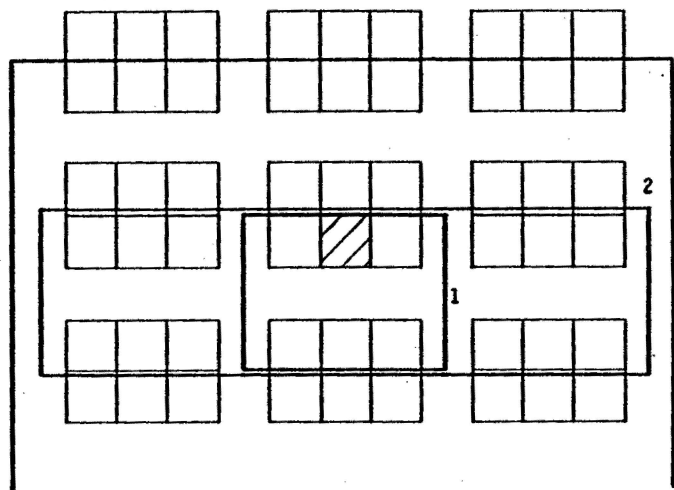


Figure 30 : Exemple de fenêtres successives dans un réseau de macro-sites

La fenêtre n'est pas élargie d'un site à chaque étape, mais d'un ensemble de sites fortement connectables.

b) Pénalisation des ressources d'interconnexion secondaires

L'utilisation de passages pénalisants au cours de la construction concentrique du placement n'est pas pénalisée par la fonction de coût du placement si le seul critère de coût est la minimisation de la longueur des connexions.

Il est donc nécessaire d'utiliser un critère de coût supplémentaire qui évalue le nombre de passages utilisés par les connexions.

La fonction de coût du placement doit tenir compte du nombre de passages utilisés : une connexion utilise  $\alpha$  passages si elle relie un site en bande  $(n)$  à un site en bande  $n+(\alpha+1)$ .

La figure 31 donne un exemple de sélection d'un site pour le placement d'un élément E dans une structure en bandes : la construction du placement se développera de préférence dans la direction des canaux d'interconnexion.

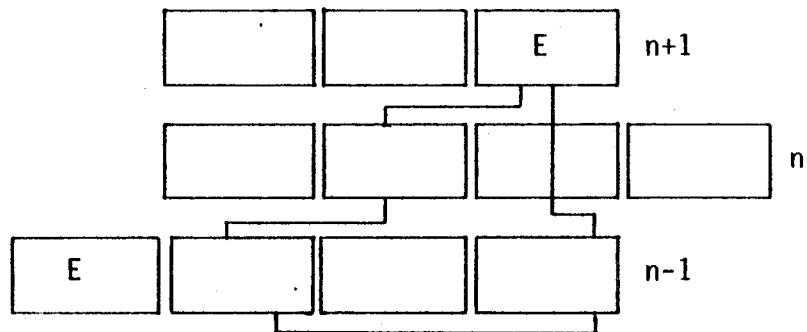


Figure 31 : Exemple d'essais de placement d'un élément E

III.4.3 Règles de sélection des éléments

La répartition des cellules d'entrée/sortie sur la périphérie du circuit permet de définir une pré-structuration logique des éléments suivant leur éloignement (ou profondeur) par rapport à la périphérie.

Cette structuration logique, appelée diagramme en couche du réseau logique, peut être associée peu ou prou à une pré-structuration topologique du réseau complet en couches concentriques (fig. 31).

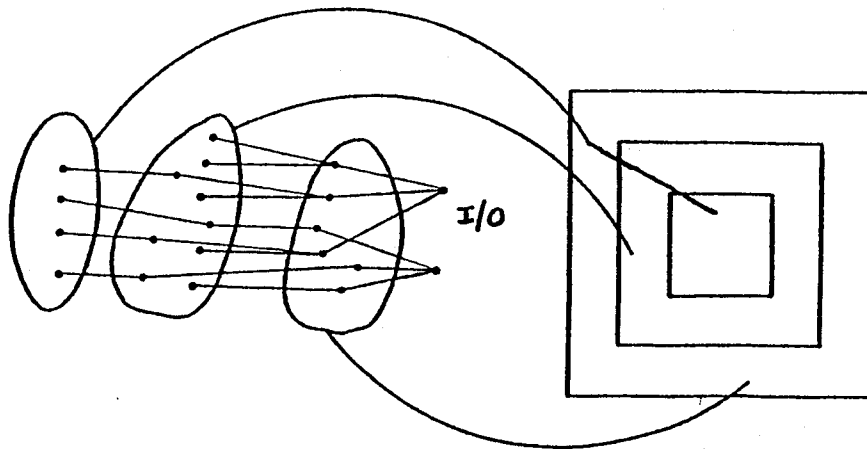


Figure 31

La répartition en couches des éléments est mémorisée par la valeur d'un indice de profondeur  $ip(E)$  affecté à chaque élément ( $E$ ), qui constitue un critère important de la règle de sélection des éléments.

#### III.4.3.1 Calcul de l'indice de profondeur

##### a) Génération d'un "diagramme en couche" :

Les éléments sont répartis en classes successives en fonction de leur relation de connectivité par un algorithme simple et rapide (fig. 32).

- la 1ère couche est constituée des éléments les plus excentrés : les cellules d'entrée/sortie
- la 2ème couche est constituée des éléments logiques qui sont connectés (au moins une connexion) aux éléments de la 1ère couche.
- la 3ème couche est constituée des éléments qui ont une relation de connectivité avec les éléments de la 2ème couche et qui n'appartiennent pas à la 2ème couche.
- la  $i$ ème couche est constituée des éléments qui ont une relation de connectivité avec les éléments de la couche  $(i-1)$  et qui n'appartiennent pas à une couche  $j$  ( $j < i$ ).

Remarque: La dernière couche rassemble les éléments les plus profonds par rapport à la périphérie, c.a.d. les éléments disposés au centre du réseau.

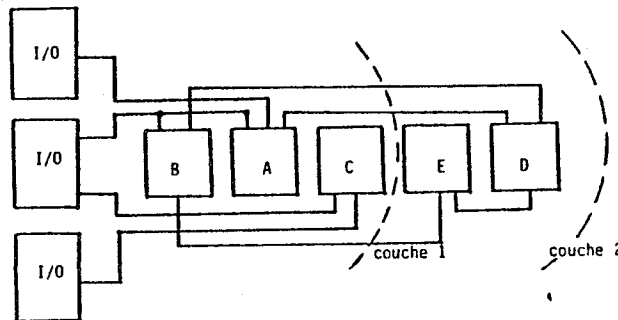
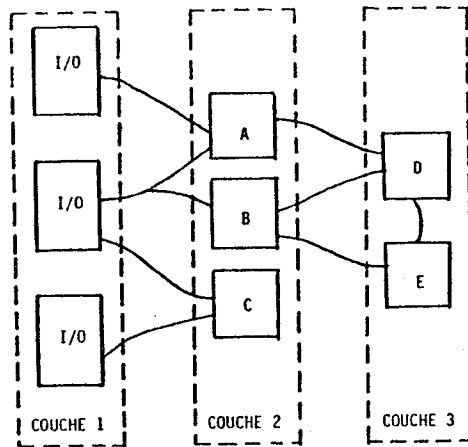


Figure 32 : Construction et interprétation à 1 dimension d'un diagramme en couches

L'indice de profondeur d'un élément (E) est fourni par  $ip(E) = \text{numéro de la couche de (E)}$ .

Dans la construction du diagramme en couche présenté ici, les critères d'appartenance d'un élément à une couche sont uniquement des critères de connectivité : la pré-structuration logique des éléments n'est pas associée à une pré-structuration topologique du réseau.

La correspondance entre la pré-structuration logique donnée par le diagramme en couche, et une pré-structuration topologique concentrique du circuit, nécessite des critères de construction du diagramme plus complexes.

b) Diagramme en couche renseigné par la topologie des cellules :

Chaque classe d'éléments logiques du diagramme en couche est associée à une couche de la pré-structuration topologique concentrique du réseau-hôte (figure 31).

La constitution d'une couche logique est soumise à des considérations de taille de la couche topologique qui lui est associée.

Exemple : Condition d'appartenance à une couche limitée par la surface de la couche topologique associée :

- la lère couche est constituée des cellules périphériques
- la ième couche est constituée des éléments les plus connectés aux éléments des couches respectivement 1,2,3, ... i, jusqu'à ce que la surface totale des éléments sélectionnés atteigne la valeur fixée  $S_i$  ( $S_i$  surface de la couche topologique associée à i).

c) Diagramme en couche renseigné par la position des cellules périphériques sur les faces :

Lorsque toutes les cellules périphériques sont soumises à des contraintes de position, le diagramme en couche peut être initialisé par plusieurs couches initiales : chaque couche initiale est constituée des cellules périphériques qui appartiennent à une même face du réseau (figure 33).

Cette construction permet d'améliorer l'adéquation entre la pré-structuration topologique concentrique associée au diagramme en couche et la direction radiale des connexions entre les éléments de couches différentes.

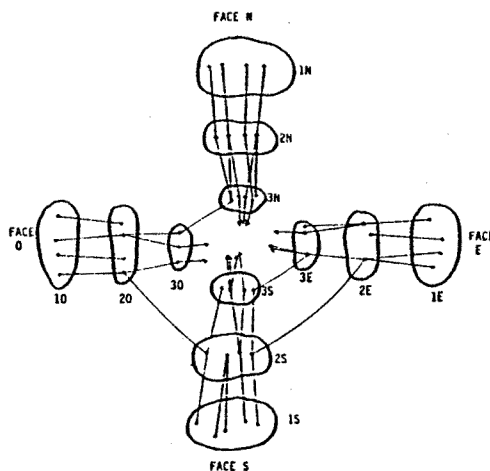


Figure 33 : Pré-structuration logique par face

La construction du diagramme en couches est alors la suivante :

- la couche (1N) est constituée des cellules périphériques affectées à la face (N),
- les couches (1E, 1O, 1S) sont construites de la même manière à partir des faces E, O, et S.
- la couche (2N) est constituée des cellules les plus connectées aux éléments de la couche (1N) ; puis en cas d'équivalence aux éléments des couches 1P (P adjacent à la face N),
- etc...

#### d) Affinement du critère de profondeur

Classiquement, l'indice de profondeur de chaque cellule est donné par le numéro de sa classe dans le diagramme en couche.

Dans un réseau de cellules, ce critère est peu discriminant ; en effet, les caractéristiques de connectivité des éléments logiques (grand nombre d'équipotentiels, connexions multi-terminales) conduisent à obtenir des diagrammes en couches qui comportent très peu de classes, (3 ou 4 pour un circuit sur réseau ACE de la partie B).

Une discrimination plus sélective des éléments est appliquée suivant la procédure suivante :

- chaque équipotentielle est affectée d'un indice ( $I_{eq}$ ) qui a pour valeur le numéro de la première couche qui contient un élément auquel elle est liée.
- pour chaque élément, l'indice de profondeur est évalué par la somme des indices ( $I_{eq}$ ) des équipotentielles ( $eq$ ) liées, divisée par son nombre total d'équipotentielles.

Cette évaluation donne une valeur moyenne de l'attraction d'un élément vers la périphérie.

#### Remarque :

Le calcul des indices ( $I_{eq}$ ) est effectué en même temps que la construction du diagramme en couches par un algorithme d'expansion dans le graphe du circuit logique. L'algorithme d'expansion est identique à l'algorithme de tracé par expansions successives de Lee (voir chap III).

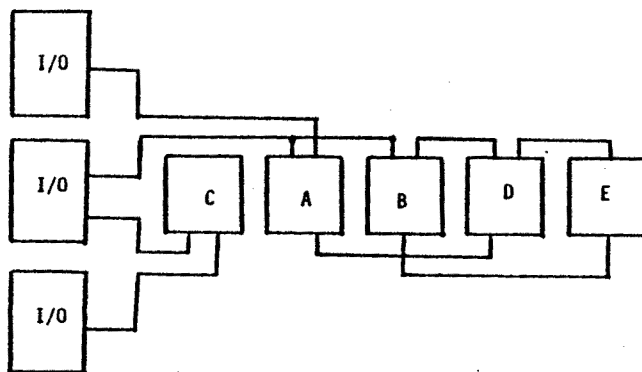
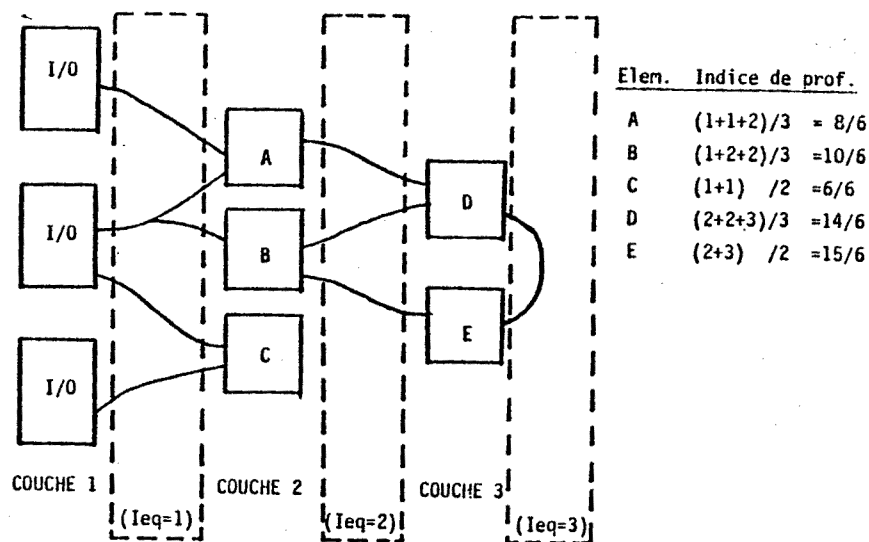


Figure 34 : Construction et interprétation à 1 dimension d'un diagramme en couches pondéré

La figure 34 donne une interprétation topologique d'un diagramme en couches pondéré.

Cette procédure a été également appliquée au calcul du noyau central du placement dans le programme PLACA (voir partie B) ; elle a été utilisée avec succès dans une méthode de placement par développement de noyau sur réseau prédifusé CMOS par A. JANATI [BEL 83].

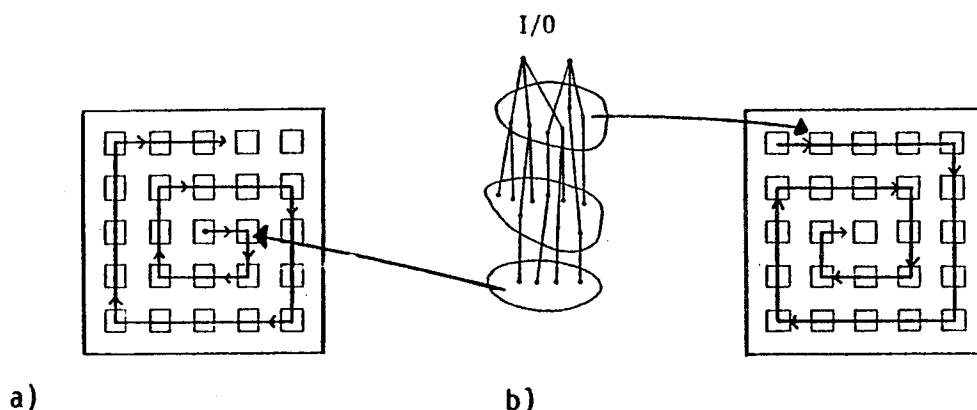


### III.4.3.2 Utilisation de l'indice de profondeur

La pré-structuration logique des éléments par un diagramme en couches, établi à partir des cellules périphériques, permet d'affiner la règle de sélection des éléments des méthodes de placement par développement de noyau :

- le noyau initial du placement est donné par la ou les cellules dont l'indice de profondeur est maximum.
- à chaque étape du placement, on sélectionne les éléments les plus connectés aux éléments placés et dont l'indice de profondeur est maximum.

Ce principe peut également être appliqué à un placement de type "serpent concentrique" (voir 3.2c). Selon un développement centrifuge du serpent (fig. 35a), les sites sont préférentiellement remplis par les éléments dont l'indice de profondeur est le plus élevé ; si le développement du serpent est centripète (fig. 35b), les sites sont préférentiellement remplis par les éléments dont l'indice de profondeur est le plus faible.



a) b) Figure 35 : Application de la règle de sélection à une stratégie "serpent"

#### a) Influence faible : structure non-matricielle :

La pré-structuration des éléments en couches est relative car la structure "radiale" du diagramme en couches ne peut être identifiée à la structuration matricielle des sites. L'indice de profondeur des éléments constitue un critère secondaire de la règle de sélection des éléments : il permet de discriminer les éléments équivalents au sens du critère de sélection principal (connectivité aux éléments placés) ou, a posteriori, équivalents au sens du critère de coût unique (longueur des connexions).

On remarque que ce critère de sélection :

- permet d'ajouter une indispensable vision à 2 dimensions des relations de connectivité entre les éléments bien que l'heuristique de placement soit à 1 dimension ;
- permet de discriminer efficacement les éléments équivalents, dans les régions extrêmes du circuit (périphérie et partie centrale).

En effet, d'une part, ces régions correspondent aux couches logiques les mieux définies (couches les moins profondes et les plus profondes) et, d'autre part, ces régions correspondent aux phases extrêmes de l'algorithme de placement pour lesquelles les critères de sélection ou de coût sont peu discriminants :

- en début de traitement, peu d'éléments sont placés, donc les critères de coût sont évalués très partiellement.
- en fin de traitement la majorité des éléments sont placés, et les critères de coût sont équivalents pour un grand nombre d'éléments.

#### b) Influence forte : structure matricielle

La structuration logique des éléments est associée à une structuration topologique des sites en couches concentriques.

A chaque couche logique correspond une couche topologique ; l'heuristique de placement correspond à un véritable multi-partitionnement du circuit logique et du réseau en blocs concentriques.

Le diagramme en couches doit être renseigné par la topologie des éléments (surface ou taille en nombre de sites).

Exemple 1 : Macro-site d'un réseau prédiffusé CML (Ferranti).

L'organisation d'un macro-site de ce réseau correspond à une structure matricielle de 6 x 6 sites. L'ensemble des cellules périphériques du diagramme en couches logiques est constitué par l'ensemble des contacts des connexions extérieures sur l'enveloppe du macro-site.

Le placement initial des éléments dans le macro-site est fourni par le placement en 3 couches concentriques de 3 classes d'éléments (exemple réel correspondant à la figure 31).

La taille maximum des classes logiques est fixée par le nombre de sites de chaque couche topologique ; c'est-à-dire, à partir du centre, respectivement 4, 12 et 20 sites. Cette stratégie est présentée dans [BEL 83] et justifiée dans [TSI 84].

Exemple 2 : Placement de blocs de taille variable :

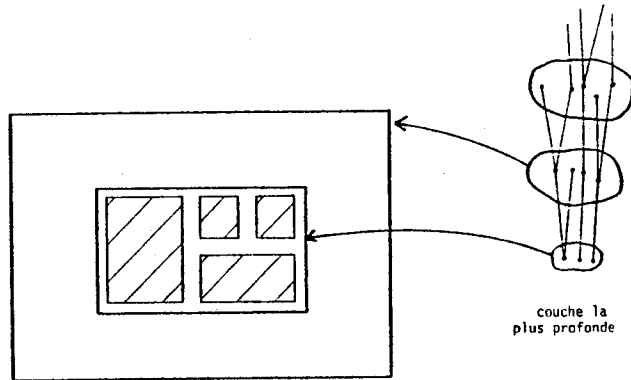


Figure 36

L'optimisation d'un facteur de forme du circuit, et la minimisation de la surface du circuit sont des critères importants du placement.

Le placement est réalisé par un développement de fenêtres concentriques de forme fixée à partir d'un noyau central ; chaque fenêtre est fixée d'après la surface des éléments de la couche logique correspondante (fig. précédente).

Exemple 3 : Structure pipe-line :

Le principe d'une pré-structuration logique des éléments dans un diagramme en couches peut être appliqué à une pré-structuration topologique non-concentrique.

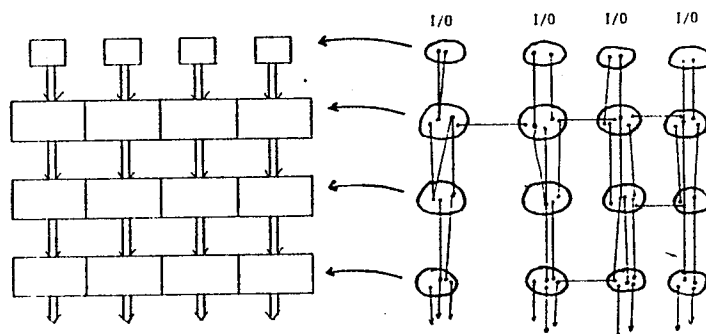


Figure 37

La figure précédente représente l'implantation d'un réseau en structure pipe-line ; le diagramme en couches possède plusieurs classes initiales, sa construction suit l'algorithme présenté en 4.3.1c.

Cette approche n'a jamais été développée pour le moment.

### III.5 Etude des méthodes de placement par relaxation

Ces méthodes sont particulièrement efficaces lorsque le placement est initialisé par un pré-placement des cellules périphériques par le concepteur.

La notion de position de relaxation d'un élément, qui est utilisée par les heuristiques de placement constructif (cf II.2.3.4) ou d'améliorations du placement (cf II.3.2.2) est assimilée à la recherche du ou des sites candidats (site libre ou occupé par une cellule échangeable), les plus "proches" d'un barycentre ou médian de l'élément sélectionné.

Le calcul du barycentre d'un élément (barycentre géométrique des coordonnées des contacts placés liés aux équipotentielle de cet élément) et la mesure de la distance géométrique d'un site-candidat au barycentre ne tiennent pas compte des considérations de connectique entre le site-candidat et les contacts placés : il apparaît clairement que, suivant la position des contacts, le site le plus proche du barycentre d'un élément n'offre pas obligatoirement la solution de placement qui minimise la longueur de ses connexions.

L'indétermination sur la position du meilleur site-candidat est traduite pratiquement par une règle de sélection plus souple :

- la restriction des sites-candidats est étendue aux  $\epsilon$  sites-candidats les plus proches du barycentre calculé : la valeur optimale de  $\epsilon$  (nombre d'essais/performance) déterminée expérimentalement par GOTO est  $\epsilon = 4$  pour un réseau de cellules.

Nous rajouterons une condition plus restrictive du nombre de sites-candidats :

- la même performance est obtenue si on sélectionne au plus les  $\epsilon$  sites-candidats les plus proches du barycentre dans la limite d'une distance maximum DIST.

La règle de sélection des sites que nous proposons s'énonce de la manière suivante :

- soit un élément E sélectionné pour le placement et le point de relaxation  $B_E$  de cet élément.
- et l'ensemble des sites S candidats au placement de E tel que :

condition 1 :  $S = \{s_1, s_2 \dots s_n, \dots\}$  avec  $L(s_n, B_E) < L(s_{n+1}, B_E)$   
et  $L(s_n, B_E) = \text{distance entre le centre du site } s_n \text{ et le point } B_E$

condition 2 : soit  $s_n = \text{site de } S$  ;  
 $s_n$  n'est pas candidat au placement de E si  
 $L(s_n, B_E) > L(s_1, B_E) + \text{DIST}$

Cette règle permet une réduction draconienne du nombre de sites candidats, surtout en fin de placement.

Nous justifierons cette règle et proposerons une évaluation des valeurs optimales des paramètres  $\epsilon$  et DIST à partir de l'analyse de la connectique d'un réseau structuré : cette approche a été utilisée et vérifiée expérimentalement dans le programme PLACA (voir partie B)

### III.5.1 Détermination de $\epsilon$ :

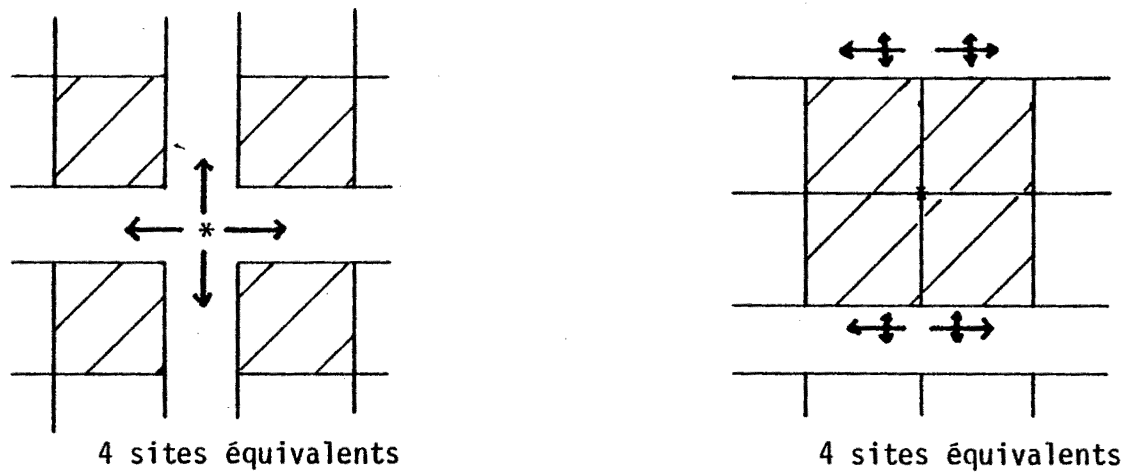
Principe : l'ensemble des sites candidats S doit être tel que

- quelle que soit la position du point  $B_E$  tous les sites proches de  $B_E$  et équivalents au sens de la connectabilité au point  $B_E$ , doivent faire partie de l'ensemble S.

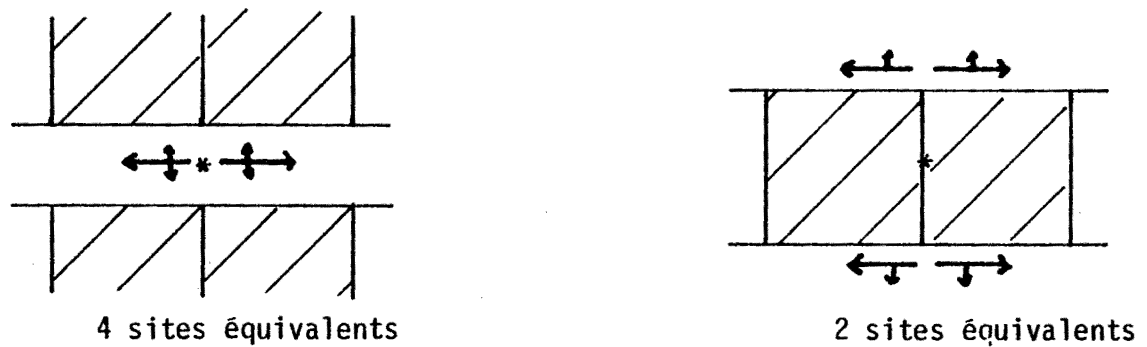
Hypothèse du pire cas : le nombre maximum  $\epsilon$  de sites de S est donné par la condition précédente lorsque tous les sites sont à priori candidats (sites libres ou échangeables).

La figure 38 représente plusieurs configurations de position du point  $B_E$  et les sites qui sont les plus connectables au point  $B_E$ .

Que la structure soit en bande (figure 38b) ou matricielle (figure 38a et 38c), il existe une configuration pour laquelle il est nécessaire de sélectionner les 4 sites proches de  $B_E$ .



a) Pire cas dans une structure de macro-sites



b) Pire cas dans une structure de rangées de sites

Figure 38 : Equivalence de connectabilité des sites au point Be

Conclusion : quelle que soit la structure du réseau, il est nécessaire de sélectionner un nombre  $\epsilon$  de sites donné par  $\epsilon = 4$ .

Remarque : La valeur  $\epsilon = 4$  correspond à la valeur intuitivement attendue sur une structure matricielle ; mais on remarque que cette valeur correspond également à la valeur optimale trouvée expérimentalement par GOTO sur une structure en bandes.

### III.5.2 Détermination de DIST

Principe : Soit  $S_1$  le site sélectionné le plus proche du point  $B_E$ , un site  $S_n$  candidat n'a aucune chance de constituer un site de meilleur coût (et ne doit pas être sélectionné) s'il n'est pas aussi connectable que le site  $s_1$ .

Hypothèse du pire cas : La distance minimum DIST est donnée lorsque la condition précédente est vérifiée pour le site candidat le plus proche de  $s_1$ .

La figure 39 représente le cas extrême d'équivalence de 2 sites au sens de la connectabilité à un point  $B_E$ .

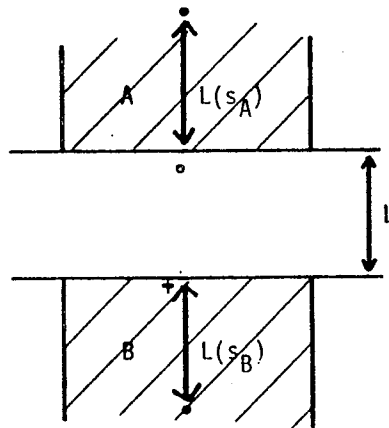


Figure 39 : connectabilité de 2 sites à un même point

$B_E = (°)$  les sites A et B sont équivalents au sens de la connectabilité à  $(°)$

$B_E = (+)$  le site B est plus connectable à  $(+)$  que le site A.

$$L(s_A, B_E) > L(s_B, B_E) + L \text{ où } L = \text{largeur du canal.}$$

Nous prendrons comme valeur minimum du paramètre DIST, la valeur

DIST = largeur du plus grand canal de la structure.

#### Expérimentation :

L'hypothèse précédente a été appliquée au programme PLACA (voir partie B) de placement de cellule sur réseau prédiffusé.

Ce programme utilise une méthode de placement constructif par relaxation et une méthode d'amélioration itérative par relaxation.

Le tableau 40 représente le résultat final du placement d'un même circuit sur une même structure ACE 900 pour différentes valeurs du paramètre DIST. La largeur du plus grand canal est de 24 pas de grille ; d'après l'hypothèse précédente, la valeur est donc DIST = 24.

commentaires	DIST	nbr.de pistes libres	longueur des conn. (en pas de grille)	temps CPU (en sec.)
sélection du site le + proche de Be (indirect. $\epsilon = 1$ )	0	34	8154	26.30
DIST=13 correspond à la largeur du + petit canal	13	35	7497	30.10
DIST=24 valeur théorique optimale	24	36	7164	30.76
sélection systémat. des 4 sites les + proches de Be	$+\infty$	36	7164	34.77

Tableau 40 : Résultat d'un placement pour différentes valeurs de DIST

(le résultat est donné par :

le nombre de pistes libres (critère de densité à maximiser)

la longueur des connexions (critère à minimiser)

Conclusion :

La valeur théorique de DIST donne un résultat optimum (tous les sites au meilleur coût ont été sélectionnés) en effectuant une réduction maximum du nombre de sites candidats (temps CPU inférieur à une sélection systématique des  $\epsilon$  sites candidats).



### III.6 Etude des méthodes de placement par bi-partitionnements :

#### INTRODUCTION

Les méthodes de placement par bi-partitionnements ont été introduites et développées par BREUER [BRE 77] ; le principe de ces méthodes et les algorithmes utilisés sont détaillés au paragraphe II.2.4.

Nous étudierons ici l'application de ces méthodes aux réseaux structurés, mais les considérations qui sont à la base de cette étude peuvent être également étendues à d'autres problèmes de placement (placement de cellules sans contraintes, placement hiérarchisé, plan de masse, etc.).

#### Rappel du placement par bipartitionnements sur un réseau structuré :

Pour illustrer notre étude, nous utilisons un réseau structuré en bandes (figure 41a).

Le réseau est constitué de macro-blocs séparés par des canaux d'interconnexion. Chaque macro-bloc est constitué de plusieurs bandes d'éléments séparés par des canaux. L'interconnexion entre les éléments est réalisée librement dans les canaux et par des passages verticaux au-dessus des cellules en nombre restreint.

Les cellules peuvent occuper un nombre variable de sites unitaires ; leurs points de contact sont situés sur les faces horizontales.

Les critères d'optimisation du placement sont, par ordre d'importance :

- la minimisation du nombre de passages verticaux utilisés
- la minimisation des densités de connexions dans les canaux
- la minimisation des longueurs de connexions.

Remarque : Le nombre de connexions transverses d'un canal (connexions qui relient des contacts placés sur les bords opposés du même canal) n'est pas un critère à minimiser .

Le concepteur définit préalablement des lignes de coupe du réseau-hôte ; ces lignes de coupe réalisent une partition topologique de tous les sites du réseau-hôte.

Pour différencier les lignes de coupe d'une méthode de placement par bi-partitionnements des lignes de coupe utilisées pour évaluer les densités de connexions, nous utiliserons le terme de lignes de partition.

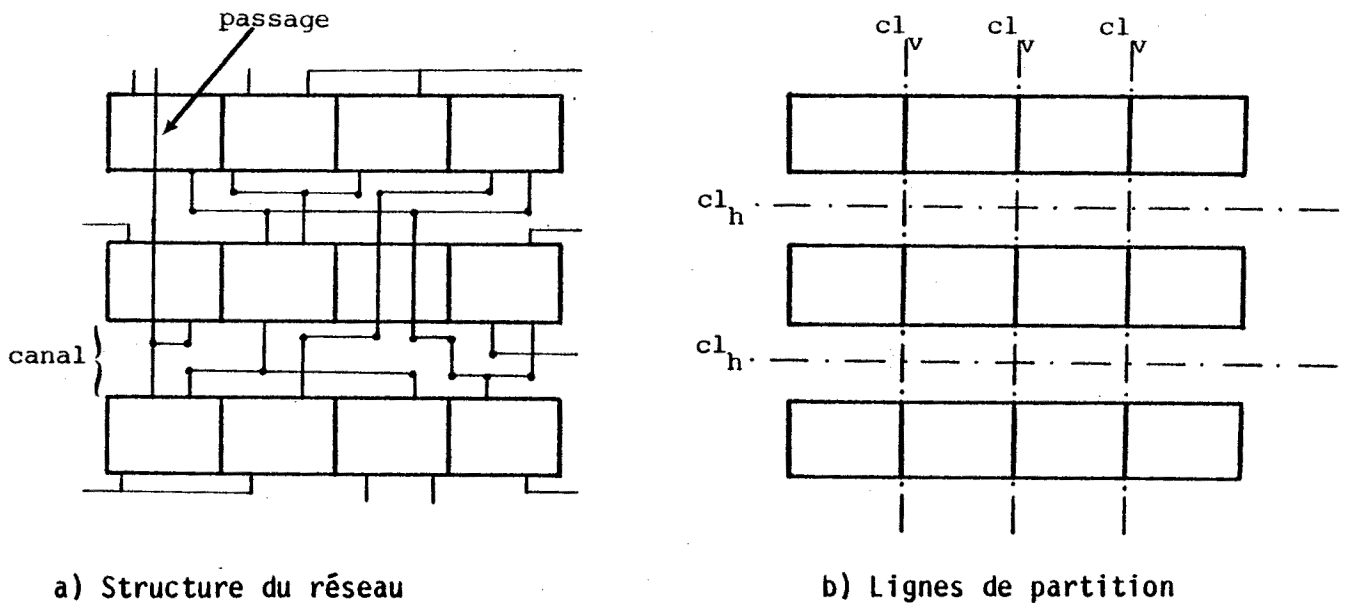


Figure 41 : Lignes de partition d'un réseau en bandes

La figure 41b représente l'ensemble des lignes de partition du réseau donné en exemple.

Le placement d'un réseau logique sur cette structure selon une stratégie descendante est réalisé classiquement par des bi-partitionnements successifs du réseau logique selon l'ensemble des lignes de partition de la structure.

A chaque étape, les critères d'optimisation de la bi-partition ne peuvent concerner que les caractéristiques globales des éléments (relation de connectivité, taille de l'élément):

- l'optimisation de la bi-partition est constituée par la minimisation du nombre d'équipotentiels entre les éléments situés de part et d'autre de la ligne de partition.

Ce critère logique est traduit classiquement selon l'interprétation topologique suivante : l'optimisation d'une bi-partition réalise la minimisation du nombre de connexions qui empruntent les ressources d'interconnexion traversées par la ligne de partition.

- La bipartition doit respecter la correspondance entre la taille globale des ensembles de cellules partitionnés et le nombre de sites de la partition.

Mais dans un réseau structuré, les caractéristiques de connectique introduisent des contraintes supplémentaires qui peuvent ou ne peuvent pas être traduites par une stratégie de bipartitionnements.

Nous montrerons, dans les paragraphes suivants, que l'effet de ces contraintes peut modifier, ou même s'opposer à l'optimisation des critères de placement.

### III.6.1 Ordonnement optimum des bipartitions :

Nous montrerons, au cours de ce paragraphe, que le résultat d'un placement par bipartitions dépend essentiellement de l'ordre de traitement des lignes de partitions pré-définies.

De plus, nous dégagerons des règles d'ordonnement des lignes de partition qui ont pour but de réaliser effectivement l'optimisation des critères de densités de connexions sur le réseau-hôte ; ces règles conduisent à définir pour chaque structure, une évaluation précise de l'ordre de traitement des lignes de partition, donc, à définir une méthode par bi-partitionnements optimale pour ce type de structure. On rappelle qu'aucune étude théorique n'a été dirigée dans ce sens pour le moment, on trouvera dans [SHI 80] une étude expérimentale qui confirme indirectement certains de nos résultats.

#### III.6.1.1 Importance de l'ordre de traitement des lignes de partition :

La figure 42b représente une bonne partition du réseau logique de la figure 42a.

Le critère de partitionnement utilisé par cet exemple de [LU 80] est la minimisation du nombre de connexions qui traversent  $cl_1$  et la minimisation de la valeur des distances de Manhattan des connexions. Un résultat identique est obtenu en effectuant deux bi-partitionnements successifs du réseau logique suivants les lignes  $cl_1$  puis  $cl_2$ .

La figure 42b' donne une interprétation topologique de cette partition lorsqu'elle est effectuée sur le réseau structuré de la figure 41 : on remarque que les connexions qui relient les éléments de la première partition sont rejetées dans le canal par la ligne de coupe  $cl_1$  ; nous désignerons ce phénomène par le terme d'"effet de bord" introduit par la ligne de partition.

La ligne de coupe  $cl_1$  a introduit un "effet de bord" sur les connexions appartenants à la même partition : le résultat topologique de la partition 42b est aussi "mauvais" que le résultat topologique du réseau non-partitionné 42a.

### Conclusion :

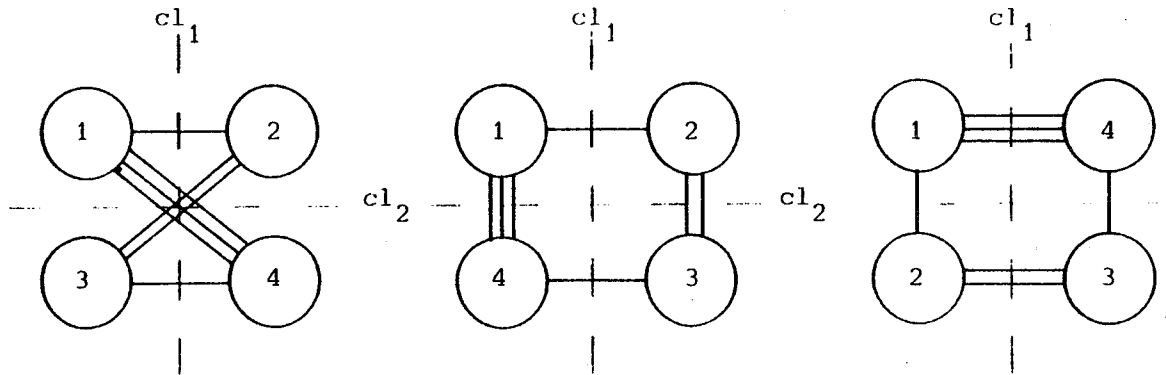
Une "bonne" partition du réseau logique doit être guidée par la signification topologique des critères de bi-partitionnement ; or dans un réseau structuré, les critères de densité de connexions n'ont pas le même "poids" suivant les ressources d'interconnexions auxquelles ils s'appliquent. Les relations de priorité entre les critères de densités sont traduites par des relations d'ordonnement des lignes de partition.

Exemple de la figure 42 :

- le partitionnement du circuit selon la ligne de coupe  $cl_1$  correspond à la minimisation du nombre de connexions transverses du canal.
- le partitionnement du circuit selon la ligne de coupe  $cl_2$  réalise la minimisation de la densité de connexions dans le canal.

L'optimisation prioritaire de la densité de connexions dans le canal est traduite uniquement par la partition horizontale : celle-ci doit être effectuée avant la position verticale.

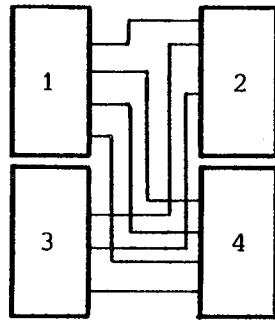
La figure 42c' donne une représentation topologique du résultat de la partition 42c réalisée par les bi-partitions successivement suivant  $cl_2$  puis  $cl_1$ .



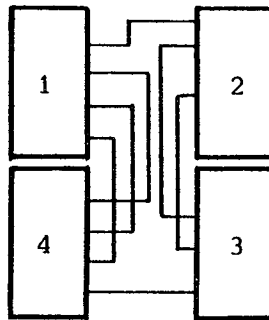
a) réseau  
non partitionné  
 $d_1 = 7$   
 $d_2 = 5$

b) réseau partitionné  
suivant  $cl_1$  puis  $cl_2$   
 $d_1 = 2$   
 $d_2 = 5$

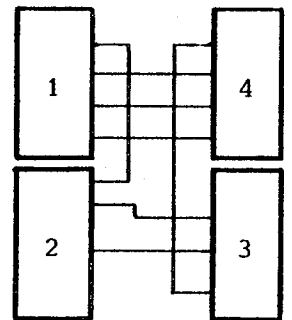
c) réseau partitionné  
suivant  $cl_2$  puis  $cl_1$   
 $d_1 = 5$   
 $d_2 = 2$



a') placement  
du réseau a  
dens.max.du canal=5



b') placement  
de la partition b  
dens.max.du canal=5



c') placement  
de la partition c  
dens.max.du canal=2

Figure 42 : influence de l'ordre de traitement des lignes de partition

### III.6.1.2 Valeur d'ordonnement d'une ligne de partition :

D'une manière générale, les relations de priorité entre les critères de densité du placement doivent être traduites par l'ordonnement des lignes de partition correspondant à ces critères. On définit la relation suivante:

Relation 1 :  $\boxed{\text{crit } j \succ \text{crit } i \iff \text{ord}(cl_j) \succ \text{ord}(cl_i)}$

où  $\text{crit } j \succ \text{crit } i$  signifie que la minimisation du critère de densité  $i$  est plus prioritaire que la minimisation du critère  $j$

et  $\text{ord}(cl_j) \succ \text{ord}(cl_i)$  signifie que les bi-partitions selon les lignes de partition qui évaluent le critère  $i$  doivent être effectuées avant les bi-partitions selon les lignes de coupe qui évaluent le critère  $j$ .

1ère conséquence : L'ordonnement du traitement des lignes de partition dépend de l'évaluation des priorités entre les critères de densité.

2ème conséquence : Les lignes de partition qui interprètent le même critère de densité possède globalement une même valeur d'ordonnement.

On peut donc définir des classes de lignes de partition selon leur interprétation topologique.

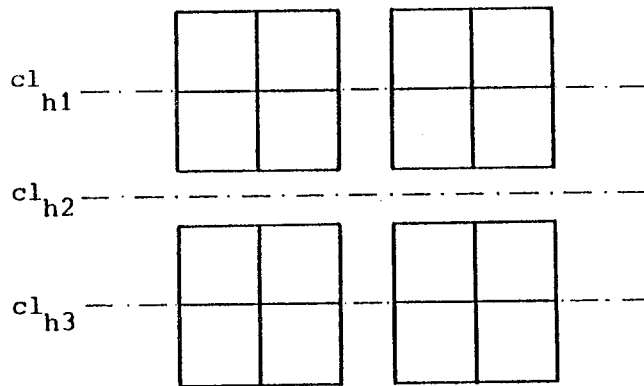
#### Exemple de la figure 43:

Les lignes de partitions  $cl_{h_1}$  et  $cl_{h_3}$  appartiennent à une classe de bi-partitions différente de la classe à laquelle appartient la ligne de partition  $cl_{h_2}$ . Leurs valeurs d'ordonnement sont différentes :

$$\text{ord}(cl_{h_1}, cl_{h_3}) \succ \text{ord}(cl_{h_2})$$

#### Remarque importante :

Les bi-partitions selon les lignes de partition qui traversent les macro-sites sont toujours effectuées avant le traitement des lignes de partitions de même direction dans les canaux.



**Figure 43 : lignes de partition horizontales d'une structure de macro-site**

**Cas des réseaux prédifusés :**

Le principe de la relation 1 et de ses conséquences a été posé implicitement par BREUER [BRE 77] dans le cas des réseaux dont les ressources d'interconnexion sont fixées :

L'évaluation de la "criticité" d'un critère de densité est basée sur le fait que, plus les ressources d'interconnexion traversées par la ligne de partition correspondante sont faibles, plus l'optimisation du critère de densité interprété par cette ligne est prioritaire.

La relation 1 peut être alors évaluée automatiquement sous la forme suivante :

Relation 1 bis :

$$\text{capacité } j \leftarrow \text{capacité } i \stackrel{?}{\neq} \text{ord}(clj) \succ \text{ord}(cli)$$

avec capacité  $j$  = nombre de pistes qui traversent perpendiculairement la ligne de partition  $j$ .

Nous conserverons dans ce paragraphe le principe de la relation 1 bis de BREUER sous notre formalisation plus générale de la relation 1, de façon à montrer comment ce principe est modifié par les remarques suivantes :

- l'évaluation de la priorité des critères de partition par des considérations de capacité des lignes de partition est fautive dans certains cas.
- les relations d'ordre entre capacités des lignes de partition ne correspondent pas à l'interprétation topologique de ces partitions lorsque les critères de densités correspondants sont antagonistes.

### III.6.1.3 Interprétation des critères intrinsèques de densité

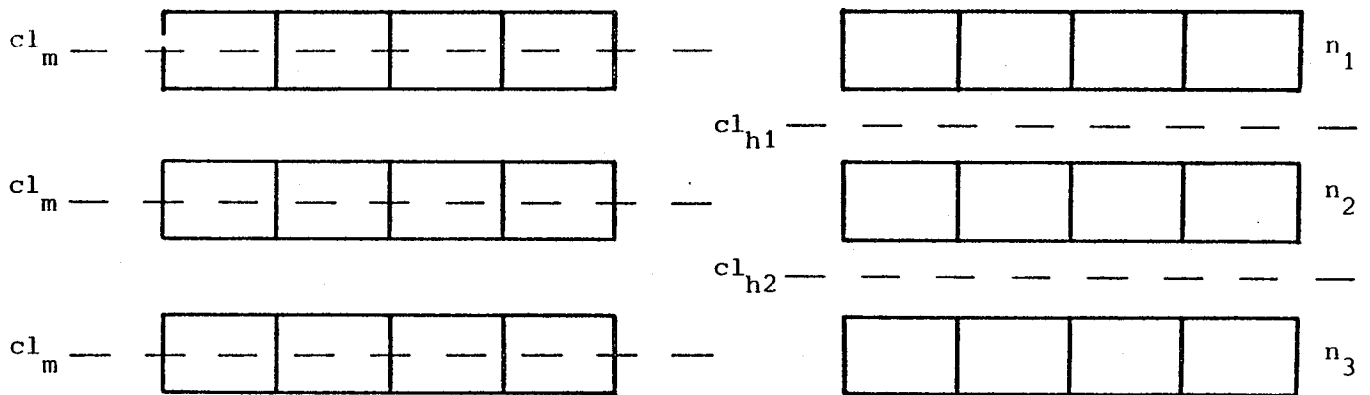
L'optimisation du placement selon un critère de densité ne peut être interprété par un critère de bi-partitionnements que s'il existe une ligne de partition de la ressource d'interconnexion correspondante.

Donc, les lignes de partition d'un réseau logique ne peuvent pas, en général, renseigner directement les critères de densité intrinsèques des éléments (nombre de passages au-dessus des cellules par exemple).



Exemple :

Il n'existe pas de lignes de partition du réseau de la figure 1 qui permettent de traduire directement le critère de minimisation du nombre de passages au-dessus des cellules (figure 44a).



a) les lignes de coupe  $cl_m$  ne sont pas des lignes de partition

b) les lignes de partition  $cl_{h1}$  et  $cl_{h2}$  minimisent le nombre de passages au-dessus de la rangée  $n_2$

Figure 44 : Evaluation du nombre d'équipotentielle utilisant des passages

Les lignes de coupe  $cl_m$  qui traduisent le critère de minimisation du nombre de passages verticaux ne sont pas des lignes de partition du réseau logique.

Les critères de densité intrinsèques des éléments sont traduits par les critères de partition de lignes de coupe situées à l'extérieur des éléments (figure 5b) : l'optimisation des bi-partitionnements selon les lignes de partition

$cl_{h1}$  et  $cl_{h2}$  contribue à la minimisation du nombre de passages verticaux dans la rangée  $n_2$ .

1ère conclusion :

La signification topologique d'une ligne de partition n'est pas limitée à l'optimisation des critères de densité des ressources d'interconnexion qu'elle traverse, mais elle concerne aussi l'optimisation des critères de densité intrinsèques des éléments situés entre deux lignes de partition de la même classe.

Conséquence :

L'interprétation topologique d'une ligne de partition peut correspondre à l'optimisation de plusieurs critères de densité distincts.

Exemple de la figure 44b :

Localement, chaque ligne de partition  $cl_{hi}$  traduit le critère de minimisation des transverses entre les bandes (i) et (i-1).

Globalement, les lignes de partition  $cl_{hi}$  et  $cl_{hi+1}$  traduisent le critère de minimisation du nombre de passages à travers la rangée (i).

2ème conclusion :

La valeur d'ordonnement affectée à une ligne de partition dépend de celui des critères de densité qu'elle interprète topologiquement, qui a la priorité la plus élevée.

Exemple :

Les valeurs d'ordonnement des lignes de partition d'un réseau en bande sont données en figure 45. La minimisation des densités dans les canaux est plus importante que la minimisation du nombre de transverses (priorité nulle). Néanmoins, les lignes de partition horizontales ont une valeur d'ordonnement supérieure aux lignes de partition horizontales car la minimisation du nombre de passages verticaux est plus prioritaire que la minimisation des densités dans les canaux.

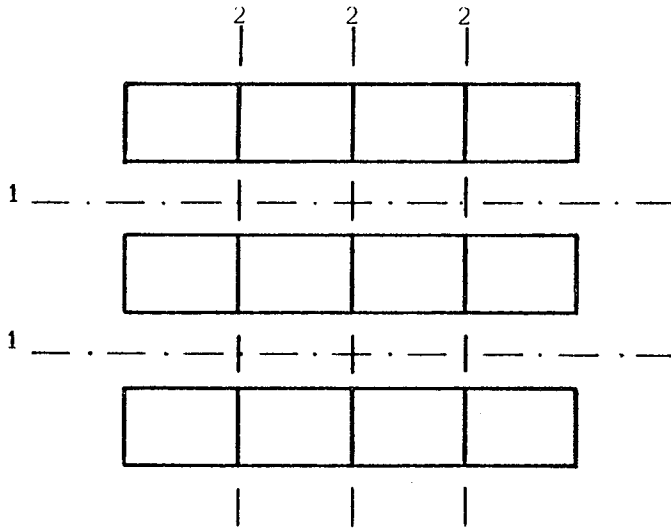


Figure 45 : Ordre de traitement des classes de lignes de partition

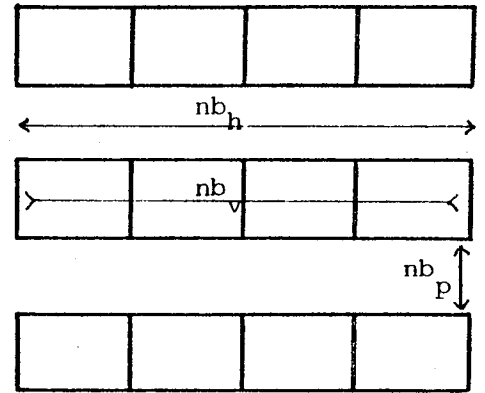


Figure 46 : Valeurs de capacité associées aux lignes de partition

D'une manière générale, la relation 1 est transformée sous la forme :

Relation 2 :

$$\begin{aligned} \text{ord}(cl_j) > \text{ord}(cl_i) &\rightarrow E(n,p) / \text{crit}(n)_j > \text{crit}(p)_i \\ &\text{et } \text{crit}(n)_j > \text{crit}(k)_j \quad \forall k \neq n \\ &\text{et } \text{crit}(p)_i > \text{crit}(k)_i \quad \forall k \neq p \end{aligned}$$

où  $\text{crit}(n)_k$  représente l'ensemble des critères de densité(n) interprétés par les bi-partitions selon les lignes de partition (k).

Corollaire : La relation 1 bis de [BREUER] est modifiée sous la forme :

Relation 2 bis :

$$\text{ord}(cl_j) > \text{ord}(cl_i) \rightarrow \text{Min}_n [\text{capacité}(cl_j)_n] < \text{Min}_p [\text{capacité}(cl_i)_p]$$

où  $\text{capacité}(cl_j)_k$  représente le nombre de pistes de la ressource d'interconnexion k renseignée par la ligne de partition  $(cl_j)$ .

La notion de capacité d'une ligne de partition devient ici différente de la notion de nombre de pistes traversées par la ligne ; elle englobe aussi le nombre de pistes intrinsèques des cellules adjacentes à la ligne de partition qui seraient traversées par une ligne de coupe parallèle à celle-ci.

Remarque importante :

La non-observabilité directe des ressources d'interconnexion intrinsèques aux cellules est, en fait, une condition vérifiée uniquement pour les cellules à faces de contact opposées (cas général des circuits intégrés de cellules rectangulaires à 4 faces de contact ou à 2 faces de contact parallèles dans les structures en bandes).

En effet, lorsque les faces de contact des cellules (ou des macro-cellules) ne sont pas opposées, les lignes de partition logique qui suivent les faces opposées aux faces de contact peuvent interpréter les critères intrinsèques de densité.

Les réseaux structurés présentent souvent des structures qui possèdent 1 face de contact unique (figure 47), ou des faces de contact perpendiculaires (figure 48).

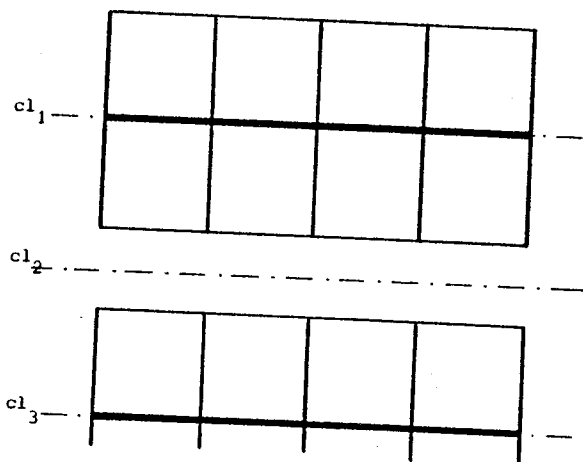


Figure 47 : lignes de partition horizontales d'un réseau de macro-sites en 2 bandes

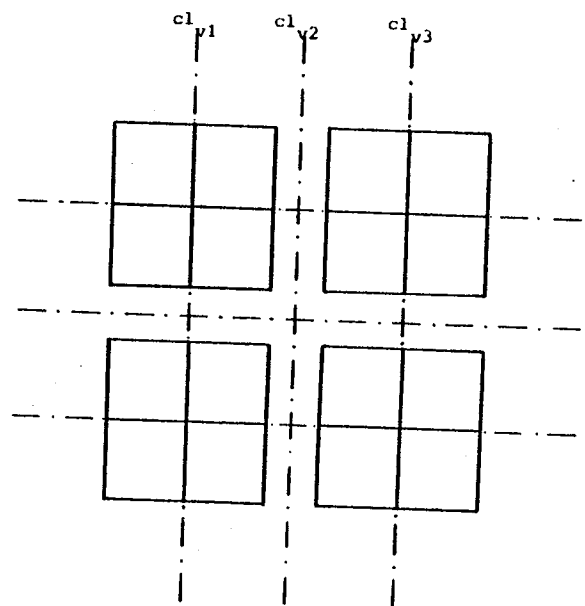


Figure 48 : ligne de partition d'un réseau en structure matricielle de macro-sites

### III.6.1.4 Optimisation simultanée de critères de densité antagonistes

Les relations de priorité entre les critères de densité n'ont de sens que si ces critères sont indépendants ; ce n'est pas le cas lorsque la structure topologique possède plusieurs directions de connectique.

La figure (49a) représente une structure de cellules standard qui ne possède qu'une direction de connectique suivant le canal ; les critères de densité sont indépendants, et peuvent être traduits par un ordonnancement des classes de lignes de partition horizontales et verticales :  $\text{ord}(\text{cl}_v) > \text{ord}(\text{cl}_h)$ .

Cet exemple représente l'unique structure qui ne possède qu'une direction de connectique.

Dans le cas général, on aura toujours au moins 2 critères de densité antagonistes : La figure 49b représente une structure qui possède une direction principale de connectique dans les canaux et une direction secondaire par les passages au-dessus des cellules. Selon la relation 2, ces contraintes de connectique ont été traduites par l'ordonnancement de traitement des classes de ligne de partition :  $\text{ord}(\text{cl}_h) > \text{ord}(\text{cl}_v)$ .

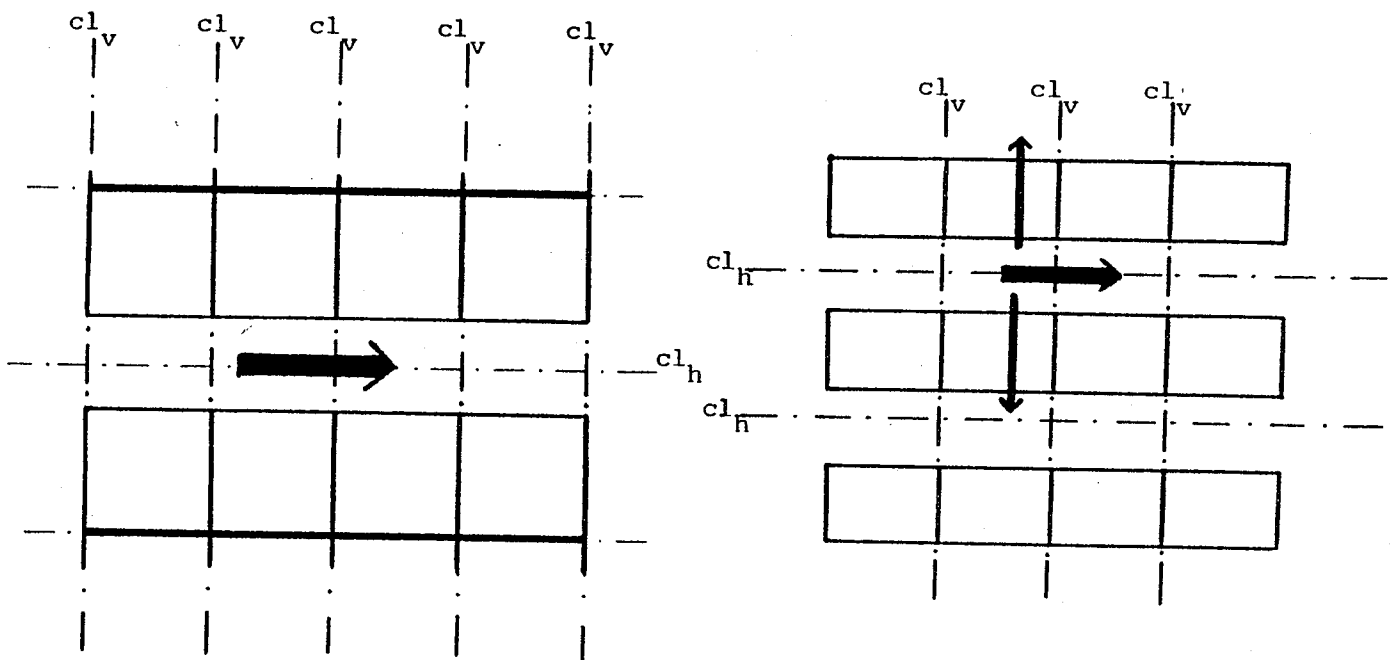


Figure 49 : Directions de connectique

En fait, les critères de minimisation du nombre de passages et de minimisation de la densité des canaux ne sont pas indépendants :

- optimiser la partition d'une ligne de partition horizontale conduit à augmenter la densité de connexions dans les canaux (figure 50a).
- optimiser la partition d'une ligne de partition horizontale conduit à augmenter le nombre de passages verticaux (figure 50b).

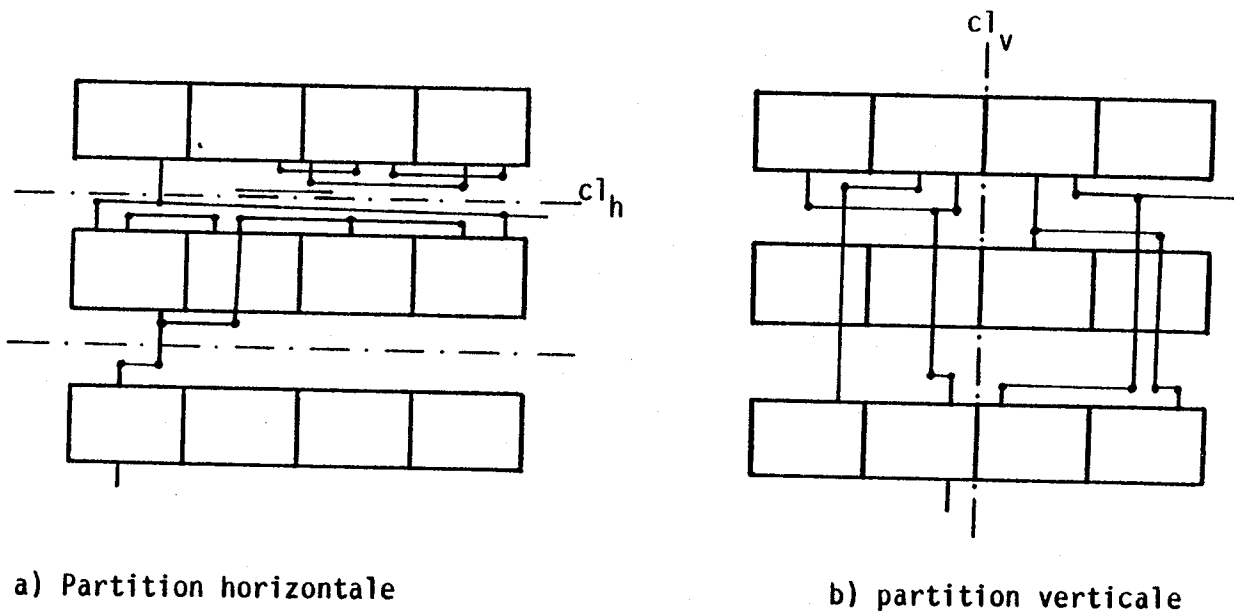


Figure 50 : Effets de bord d'une partition

1ère conséquence : lorsqu'une structure possède plusieurs directions de connectiques, les critères de densité ne sont pas indépendants ; on ne peut donc pas définir une relation d'ordre total sur la priorité entre les critères de densité de cette structure ; nous nous trouvons devant un problème d'optimisation multi-critères.

Corollaire : lorsque l'interprétation topologique de 2 classes de lignes de partition correspond à deux critères antagonistes, on ne peut pas traduire ces critères par un ordre total de traitement de ces 2 classes.

L'optimisation multi-critères ne peut se traduire que par un ordre de traitement des lignes de partition alternativement dans chaque classe correspondante.

Ce problème justifie l'emploi des méthodes de bi-partitions par quadrature pour tous les réseaux qui possèdent des directions de connectique horizontales et verticales équivalentes ; c'est-à-dire lorsque les critères de minimisation de densité sont équivalents sur tout le réseau ; ce principe correspond aux résultats expérimentaux sur les réseaux non-structurés.

Les ressources d'interconnexion et la répartition des points de contact étant non-homogènes dans un réseau structuré, il est prévisible que l'utilisation alternée d'une ligne de partition horizontale et d'une ligne de partition verticale ne soit pas la meilleure solution.

Il est donc nécessaire de quantifier l'interaction entre l'optimisation de 2 critères antagonistes.

Nous proposons ici une méthode d'évaluation de ce critère, basée sur le postulat suivant :

- soit 2 ensembles de lignes de partition qui interprètent 2 critères de densité antagonistes ; le nombre de partitions effectuées alternativement dans chacune des classes de ligne de partition correspondantes doit être tel que la dégradation des 2 critères correspondants soit du même ordre de grandeur.

#### III.6.1.5 Condition d'équilibre de l'optimisation de 2 critères antagonistes

Considérons un réseau constitué de sites (ou de macro-sites) séparés par des canaux d'interconnexion verticaux et horizontaux.

Considérons l'ensemble des lignes verticales  $clv$  et l'ensemble des lignes de partition horizontales  $clh$  du réseau (figure 51a).

Nous énoncerons les conditions d'équilibre entre l'optimisation des densités dans les canaux verticaux et l'optimisation des densités dans les canaux horizontaux en quantifiant des effets de bord introduits par chaque type de partition correspondante.

## 1 - Evaluation de l'effet de bord d'une ligne de partition

L'évaluation de l'effet de bord nécessite un modèle du tracé des connexions dans un canal. Nous prenons ici un modèle simplifié qui devra être affiné dans des études postérieures.

Ce modèle repose sur plusieurs hypothèses :

### a) Caractéristiques de connectique d'une cellule :

Un élément unitaire du réseau (élément qui occupe un site unitaire) possède en moyenne un nombre  $C = 2*(C_v + C_h)$  de points de contact, répartis en  $C_v$  contacts sur chaque face verticale et  $C_h$  contacts sur chaque face horizontale. La cellule n'est pas traversable (figure 51b).

### b) Caractéristiques logique du réseau logique :

- le réseau est dense : les éléments sont fortement interconnectés
- les équipotentielles sont bi-terminales.

### c) Hypothèses de tracé dans un canal :

Soit une zone de canal horizontal correspondant à une longueur de  $n_h$  sites unitaires (figure 51c). Si toutes les connexions biterminales entre les points de contact des faces adjacentes à cette zone de canal sont tracées dans le canal, on peut estimer la densité introduite par ces connexions par des méthodes statistiques présentées au chapitre III.3.

Nous retiendrons les valeurs extrêmes :

- soit  $neq$  = nbre d'eqp biterminales tracées dans le canal

$$\text{c.a.d.} \quad neq = \frac{1}{2} [2 \cdot n_h \cdot C_h] = n_h \cdot C_h$$

La densité maximale introduite par  $neq$  biterminales est  $neq$  pistes occupées [RIV 81]

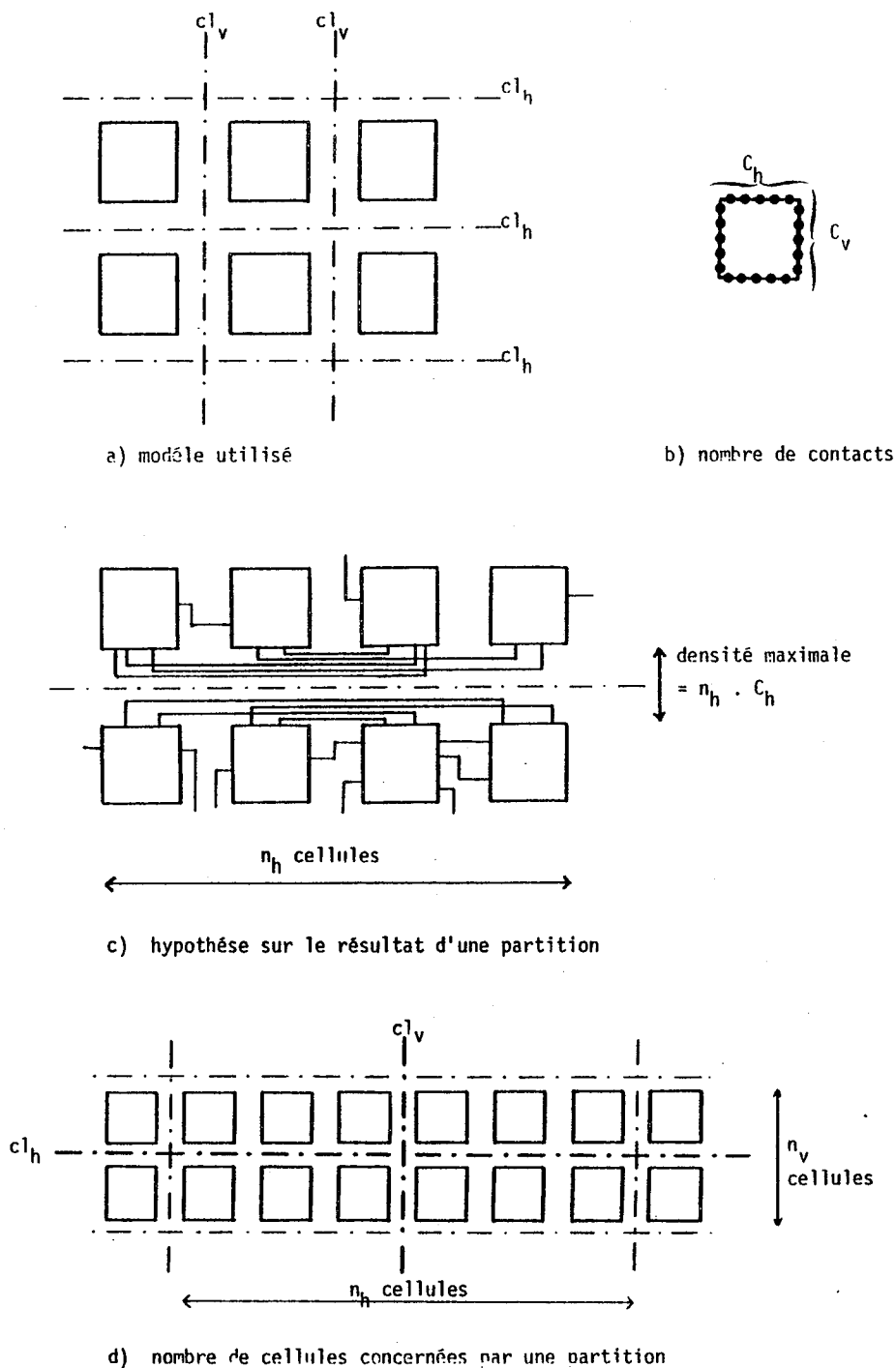
La densité maximale introduite par  $neq$  biterminales est  $(2 \cdot neq)^{\frac{1}{2}}$  pistes occupées [BRO 81].

Soit densité max. =  $n_h \cdot C_h$  et densité min. =  $(2 \cdot n_h \cdot C_h)^{\frac{1}{2}}$ .

Nous utiliserons par la suite le modèle maximum :

$$\text{densité estimée} = n_h \cdot C_h$$





**Figure 51 : Condition d'équilibre des effets de bord**

**d) Hypothèse sur une bipartition :**

Le bipartitionnement du circuit suivant une ligne de partition horizontale a pour critère la minimisation du nombre d'équipotentielles verticales.

Hypothèse : La bi-partition est efficace c'est-à-dire toutes les connexions issues des faces de contact adjacentes au canal sont tracées dans le canal horizontal.

Exemple de la figure 51c : La minimisation des densités de connexions dans un canal vertical a produit une densité de  $(n_h \cdot c_h)$  dans le canal horizontal .

## 2 - Condition d'équilibre

La condition d'équilibre entre 2 critères de densité antagonistes dépend de la nature de ces critères.

Nous donnons ici quelques exemples d'application de ce principe.

### a) Placement dans un réseau à canaux de capacité variable :

Critère à optimiser : minimisation des densités dans les canaux verticaux et dans les canaux horizontaux. Si ces deux critères sont équivalents, alors les effets de bords introduits par les bi-partitions correspondantes doivent être égaux.

La figure 51d représente la condition d'équilibre entre une partition verticale et une partition horizontale :

- pour la partition selon la ligne de coupe horizontale  $clh$  :

densité de connexions horizontales due à l'effet de bord =  $dens_h = n_h \cdot C_h$   
où  $n_h$  représente le nombre de sites entre 2 lignes horizontales déjà traitées  
et  $n_v$  représente le nombre de sites entre 2 lignes horizontales traitées.

-de même, la densité de connexions verticales due à l'effet de bord est égale à :  $dens_v = n_v \cdot C_v$ .

L'égalité entre les effets de bord verticaux et horizontaux donne le rapport  $n_v / n_h$  entre les écartements entre lignes de partition verticales et les écartements entre lignes de partition horizontales de valeur d'ordonnancement égale.

Dans cet exemple, l'égalité  $dens_v = dens_h$  donne l'équation :  $n_v / n_h = C_h / C_v$

Nous appellerons le rapport  $(n_v / n_h)$  constante de compromis CC.

La figure 51d correspond à la condition d'équilibre donnée par la valeur  $n_v/n_h = 1/3$  ; la ligne de partition  $cl_h$  et la ligne de partition  $cl_v$  ont la même valeur d'ordonnement.

b) Placement dans un réseau prédiffusé à canaux verticaux et horizontaux  
(figure 52a)

Critères communs optimisés = maximisation du nombre de pistes libres dans l'ensemble des canaux.

Nombre total de pistes verticales =  $n_h \cdot cap_v$

nombre total de pistes horizontales =  $n_v \cdot cap_h$

densité verticale =  $n_v \cdot C_v$

densité horizontale =  $n_h \cdot C_h$

nombre de pistes verticales = nombre de pistes libres horizontales

$$(n_h \cdot cap_v) - (n_v \cdot C_v) = (n_v \cdot cap_h) - (n_h \cdot C_h)$$

Soit

$$CC = n_v/n_h = Cap_v + C_h / Cap_h + C_v$$

Interprétation des résultats sur un réseau ACE (figure 52c)

$cap_h = 13$  ;  $cap_v = 18$  ;  $C_h = 14$  ;  $C_v = 18$

on obtient  $n_v/n_h = 32/31 \approx 1$ .

c) Placement dans un réseau prédiffusé en bandes horizontales et passages verticaux très pénalisants (figure 52b)

Critères optimisés = minimisation du nombre de passages verticaux et maximisation du nombre de pistes libres dans les canaux.

Hypothèse d'équilibre = un dépassement de la capacité d'un canal est résolu par l'utilisation d'un passage vertical, c'est-à-dire :

$$dens_h - n_v \cdot cap_h = dens_v = 0$$

$$n_h \cdot C_h - n_v \cdot cap_h = 0$$

Soit

$$CC = n_v/n_h = C_h/cap_h$$

Interprétation des résultats sur un réseau CMOS 1 couche (figure 52d) :

$cap_h \approx 8$  ; pour  $n_v = 1$  (c'est-à-dire 1 ligne de coupe par canal), on a :

pour un circuit combinatoire ( $C_h \approx 3$ ) ;  $n_h = 8/3 \approx 3$  sites unitaires ;

pour un circuit séquentiel ( $C_h \approx 2$ ),  $n_h = 4$  sites unitaires.

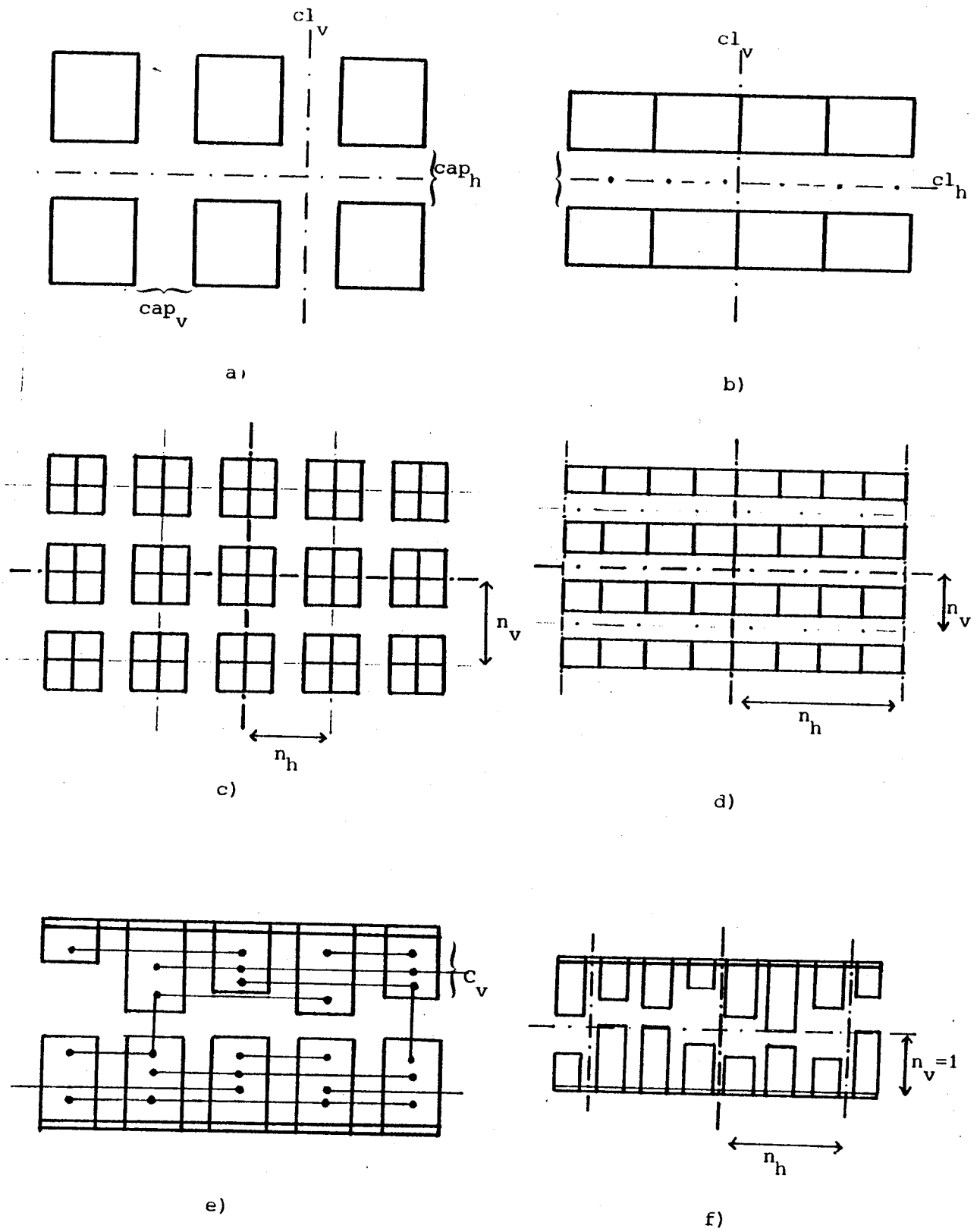


Figure 52 : Equilibre des partitions sur différentes structures

d) Placement dans un réseau en bandes de portes traversables (figure 52e) :

Dans ce type de réseau (réseau MDMOS du CNET, réseau ISL de THOMSON), les contacts sont disposés perpendiculairement au canal d'interconnexion, leur position n'est pas fixée et ils sont reliés par des connexions qui passent au-dessus des portes.

Critères optimisés :

- largeur du canal horizontal = minimisation de la densité de connexions horizontales,
- nombre de connexions verticales = il doit y avoir moins d'une connexion verticale par porte (en moyenne).

Soit  $C_v$  = nombre moyen de contacts par porte,

- minimisation de la densité de connexion horizontale  
= minimisation de  $\text{dens}_h = n_h \cdot C_v$  donc  $n_h$  minimum
- limitation de  $n_h$  = nombre de transverses  $< 1$  par porte  
soit  $\text{dens}_v = C_v < n_h$  portes.

donc  $\boxed{n_h > C_v}$  pour  $n_v = 1$

Interprétation des résultats :

Ce résultat correspond au résultat expérimental trouvé par Serrero [SER 82] sur réseau MDMOS ( $C_v \approx 3$ ) :

la meilleur méthode de bi-partitions n'est pas une méthode de slice-bisection mais des partitions verticales en groupes de 6 cellules suivies d'une partition horizontale (figure (52f)).

### 3 - Condition d'équilibre sur l'ensemble du réseau

D'après ces résultats, on remarque que les méthodes classiques de bi-partitionnements par quadrature ou slice-bisection (cf II.2.4.6) ne sont optimales que pour un petit nombre de structures :

#### a) Méthode de bipartitionnements par quadrature

(c'est-à-dire  $n_v/n_h$  = hauteur/longueur)

Cette méthode convient bien aux structures matricielles de sites (ou de macro-sites) :

- pour les réseaux à canaux de capacité variable, elle est optimale si

$$N_v/N_h = C_h/C_v \quad \text{où } N_v = \text{nombre total de sites dans une colonne} \\ \text{et } N_h = \text{nombre total de sites dans une rangée.}$$

c'est-à-dire que, les valeurs moyennes  $C_h$  et  $C_v$  étant généralement égales, cette méthode est optimale si la matrice est carrée.

- pour les réseaux à canaux de capacité fixe, elle est optimale si

$$N_v/N_h = C_h + \text{cap}_v / C_v + \text{cap}_h$$

c'est-à-dire que, les valeurs moyennes  $C_h$  et  $C_v$  étant généralement égales, cette méthode est optimale si la capacité des canaux est proportionnelle au nombre de sites adjacents au canal.

#### b) Méthode de bi-partitionnements par slice bisection (c'est-à-dire $n_h \gg n_v$ )

Cette méthode convient particulièrement aux structures en bandes de sites ; en effet, la condition  $n_h \gg n_v$  (c.a.d.  $\text{cap}_h + C_v \gg \text{cap}_v + C_h$ ) correspond bien à la partition en bandes d'une structure pour laquelle il existe une direction principale unique de la connectique ( $\text{cap}_h \gg \text{cap}_v$ ) ; en particulier pour une structure en bandes ( $\text{cap}_v$  = nombre de passages = valeur à minimiser) Néanmoins, on peut remarquer que cette méthode n'est pas optimale pour ces structures (puisque le nombre de passages n'est jamais nul).

Dans tous les autres cas, il est donc nécessaire de définir un ordre de traitement des lignes de partition spécifique à chaque structure, et donc différent des ordres classiquement utilisés.

### III.6.1.6 Méthode de bi-partitionnements "optimale" sur réseaux structurés :

D'après le résultat précédent, il existe pour chaque structure une méthode optimale de placement par bi-partitionnements.

Cette méthode est définie par l'ordre de traitement des lignes de partition qui optimise le rapport de compromis  $n_v/n_h$  de la structure, à chaque bipartition.

Des études ultérieures sont nécessaires pour construire un algorithme d'ordonnement optimal des lignes de partition ; néanmoins, on peut adapter ce principe aux méthodes existantes de bipartitionnements.

#### a) Adaptation d'une méthode par quadrature

Soit un réseau composé de  $N_v \cdot N_h$  sites unitaires ;  
 $N_v$  est le nombre de sites dans le sens vertical ;  
 $N_h$  est le nombre de sites dans le sens horizontal ;

L'ordre de traitement des lignes de coupe est donné par l'algorithme suivant :

soit  $N'_v$  = le nombre de sites compris entre 2 lignes de partition horizontales,

Soit  $N'_h$  = le nombre de sites compris entre 2 lignes de partition verticales,

-  $N'_v = N_v$  ;  $N'_h = N_h$

- tant que  $N'_v \neq 1$  et  $N'_h \neq 1$  faire

- si  $N'_v/N'_h = n_v/n_h$  alors :

- sélectionner l'ensemble des lignes de partition horizontales tel que une ligne sélectionnée soit à mi-distance de 2 lignes horizontales déjà traitées : c.a.d.  $N'_h = N'_h \text{ div } 2$

sinon : sélectionner l'ensemble des lignes de partition verticales tel que une ligne sélectionnée soit à mi-distance de 2 lignes verticales déjà traitées : c.a.d.  $N'_v = N'_v \text{ div } 2$

- Si  $N'_v = 1$  et  $N'_h \neq 1$  ordonner les lignes de partition verticales restantes par bisection
- si  $N'_h \neq 1$  et  $N'_v = 1$  ordonner les lignes de partition horizontales restantes par bisection.

La figure 53 donne quelques exemples d'ordonnement des lignes de coupe selon cet algorithme pour différentes valeurs de compromis.

Remarque : l'algorithme présenté ici utilise une hypothèse simplificatrice : les nombres  $N_v$  et  $N_h$  sont des puissances de 2 ; en réalité, l'algorithme est plus complexe puisque, à chaque étape, les valeurs  $N'_v$  et  $N'_h$  doivent être entières.

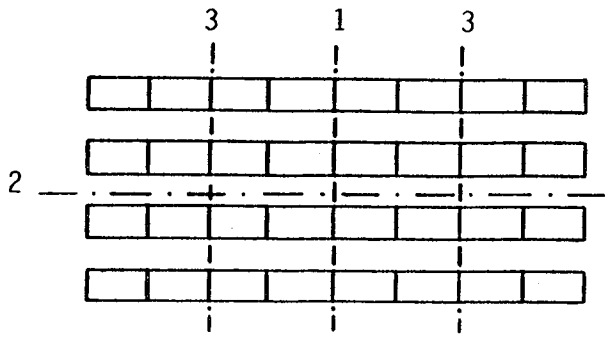
L'algorithme exacte est itératif : à chaque partition, on doit définir les valeurs  $N'_v$  et  $N''_v$  (resp.  $N'_h$  et  $N''_h$ ) des sous-blocs partitionnés et donc mémoriser ces valeurs pour tous les sous-blocs.

#### b) Adaptation d'une méthode par slice-bisection

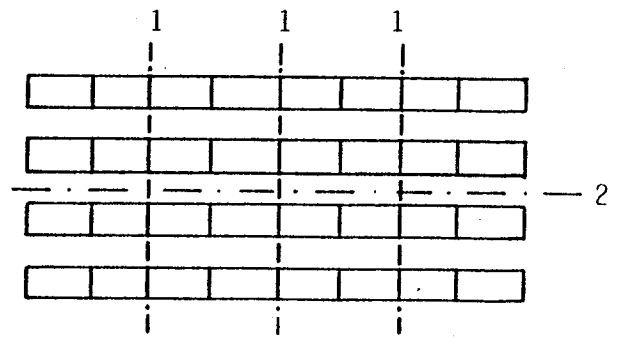
Soit les relations :  $n_v = N_v / (ncl_h + 1)$  et  $n_h = N_h / (ncl_v + 1)$   
avec  $ncl_v$  = nombre de lignes de partition verticales,  
 $ncl_h$  = nombre de lignes de partition horizontales.

- $N'_v = N_v$  ;  $N'_h = N_h$
- tant que  $N'_v \neq 1$  et  $N'_h \neq 1$  faire
  - si  $ncl_v + 1 / ncl_h + 1 = N'_h / N'_v \cdot n_v / n_h > 1$  alors
    - $\alpha$  = partie entière de  $N'_h / N'_v \cdot n_v / n_h$
    - sélectionner l'ensemble des lignes de partition verticales tel que entre chaque ligne verticale déjà traitée, on a un nombre  $ncl_v = 2 \cdot \alpha - 1$  de lignes régulièrement espacées.
    - $N'_h = N'_h \text{ div } 2\alpha$
  - sinon faire :
    - $\alpha$  = partie entière de  $N'_v / N'_h \cdot n_h / n_v$
    - sélectionner l'ensemble des lignes de partition horizontales tel que entre chaque ligne horizontale déjà traitées, on a un nombre  $ncl_h = 2 \cdot \alpha - 1$  de lignes régulièrement espacées.
    - $N'_v = N'_v \text{ div } 2 \cdot \alpha$

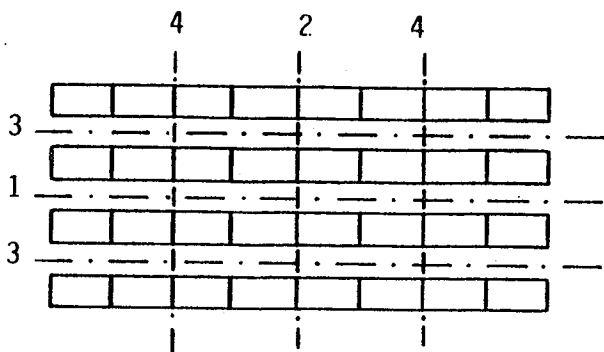




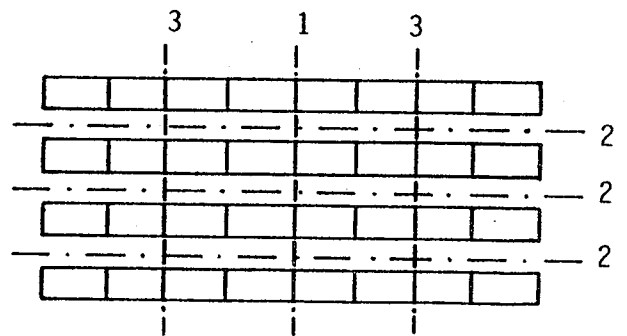
a) quadrature modifiée  
CC = 1



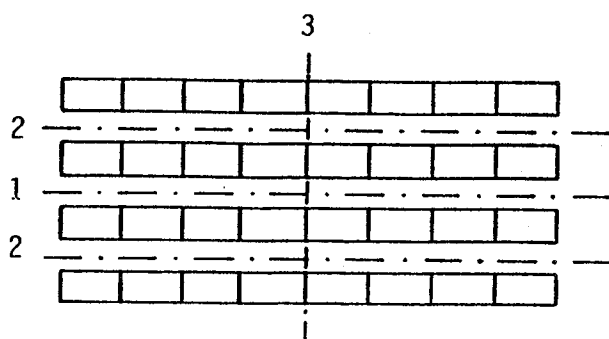
a') slice-bisection modifiée  
CC = 1



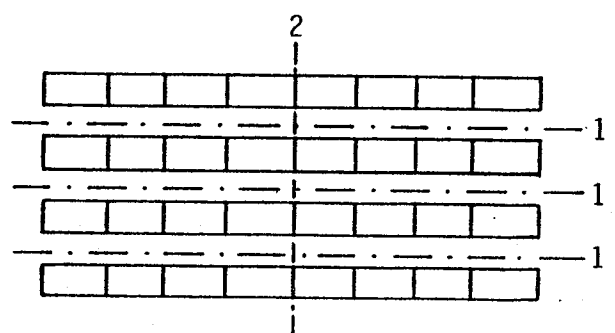
b) quadrature modifiée  
CC =  $\frac{1}{2}$



b') slice-bisection modifiée  
CC =  $\frac{1}{2}$



c) quadrature modifiée  
CC =  $\frac{1}{4}$



c') slice-bisection modifiée  
CC =  $\frac{1}{4}$

Figure 53 : Ordonnements obtenus pour différentes valeurs de CC

### III.6.1.7 Conclusion

Le résultat d'un placement par bi-partitionnements dépend principalement de l'ordre de traitement des lignes de coupe. Nous avons montré que le choix "optimum" d'un ordre de traitement est fondé principalement sur la structure du réseau et la nature des critères de densité à optimiser.

Nous avons étudié les influences de ces contraintes sur les valeurs d'ordonnement "optimales" des lignes de partition ; elles sont constituées par :

- la prise en compte des priorités d'optimisation des différents critères,
- la prise en compte des critères de densité appliqués aux ressources d'interconnexion intrinsèques aux cellules,
- la prise en compte de l'interaction entre l'optimisation de 2 critères de densité contradictoires.

Nous avons proposé une évaluation chiffrée de ces influences à partir d'une modélisation des "effets de bords" introduits par une partition logique, et des algorithmes de calcul de l'ordre optimal de traitement selon ces valeurs.

Des études ultérieures sont nécessaires pour valider expérimentalement ces hypothèses et d'affiner la modélisation, probablement trop simple, des "effets de bords".

### III.6.2 Limitations d'une méthode de placement par bi-partitionnements :

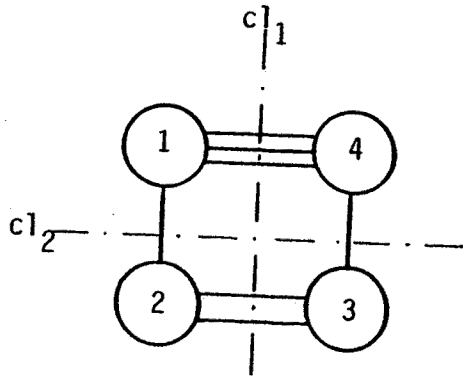
#### III.6.2.1 Influence de la position des contacts sur le résultat d'un placement :

Le placement d'un circuit par bi-partitionnements successifs du réseau logique ne peut tenir compte que des caractéristiques globales des éléments (relation de connectivité, surface des cellules). Les caractéristiques topologiques intrinsèques des cellules (forme, position des points de contact) ne peuvent pas renseigner les bipartitions bien qu'elles soient souvent déterminantes dans l'optimisation du placement.

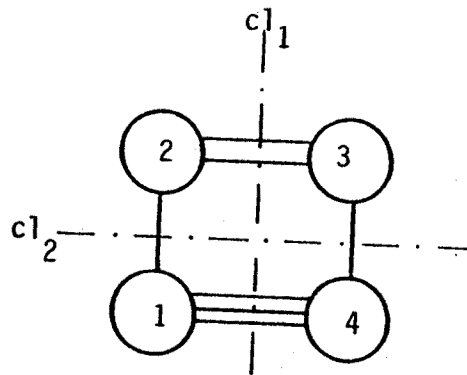
L'impossibilité de prendre en compte la position exacte des points de contact sur l'enveloppe des cellules est particulièrement gênante pour le placement de circuit sur des réseaux structurés puisque les cellules peuvent rarement subir des rotations et des symétries.

Exemple : Les figures 54a' et 54b' donnent le résultat de placement des partitions 54a et 54b.

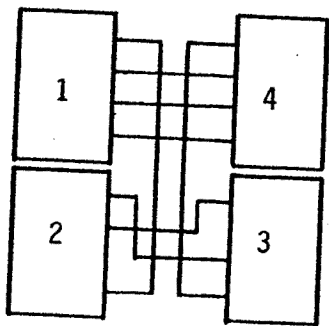
Les deux solutions sont équivalentes au sens des critères de partition logique mais les résultats sont très différents à cause de la position des contacts sur les éléments partitionnés : il existe une indétermination de la partition suivant  $c_1$  sur l'affectation aux sous-blocs "haut" et "bas" des ensembles équivalents {2,3} et {1,4}.



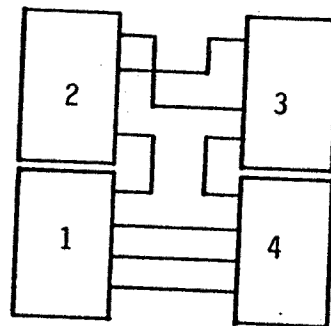
a) partition du graphe  
suivant  $cl_2$  puis  $cl_1$



b) partition équivalente  
à la partition a



a') résultat topologique de la  
partition a  
densité max = 4  
longueur des conn. = L



b') résultat topologique de la  
partition b  
densité max = 2  
longueur des conn. = L-4λ

Figure 54 : Indétermination sur une partition

Cet effet est particulièrement gênant puisqu'on peut remarquer que :

- quelle que soit la partition,
  - \* le nombre de groupes d'éléments équivalents peut être important,
  - \* le nombre d'éléments par groupe équivalent peut représenter une proportion importante du nombre d'éléments de la partition.
- la probabilité d'avoir une indétermination sur des groupes équivalents importants est plus forte en début de placement (faible initialisation des partitions), et risque donc d'orienter la totalité du placement vers une "moins bonne" solution.

De plus, on ne peut envisager aucune adaptation des méthodes de placement par bi-partitionnements à cette contrainte puisque la position des points de contact ne peut être pris en compte que si la position finale des cellules est connue (cas des méthodes constructives ascendantes).

### III. 6.2.2 Adéquation des méthodes par bi-partitionnements au placement sur réseau structuré :

Les inconvénients d'une méthode de placement par bi-partitionnements sont principalement, l'introduction des "effets de bord" (cf 6.1), qui peuvent être minimisés par l'ordonnancement des lignes de partition mais pas éliminés, et l'indétermination sur la position des groupes d'éléments équivalents dans chaque partition.

On peut établir un premier principe qui, s'il paraît évident, n'est pas communément admis :

Principe : Le traitement d'un circuit par bipartitionnements ne fournit qu'une solution initiale du placement ; l'optimisation des critères de densité et de longueur des connexions nécessite l'utilisation d'une méthode d'améliorations itératives du placement.

En corollaire de ce principe, on peut dire qu'une méthode de placement par bipartitionnements est d'autant plus adaptée à un réseau structuré que la structure du réseau permet d'utiliser une méthode d'améliorations itératives qui puisse résoudre les "effets de bord" et les indéterminations de position sur les groupes d'éléments équivalents.

a) Elimination des "effets de bord" par améliorations itératives du placement

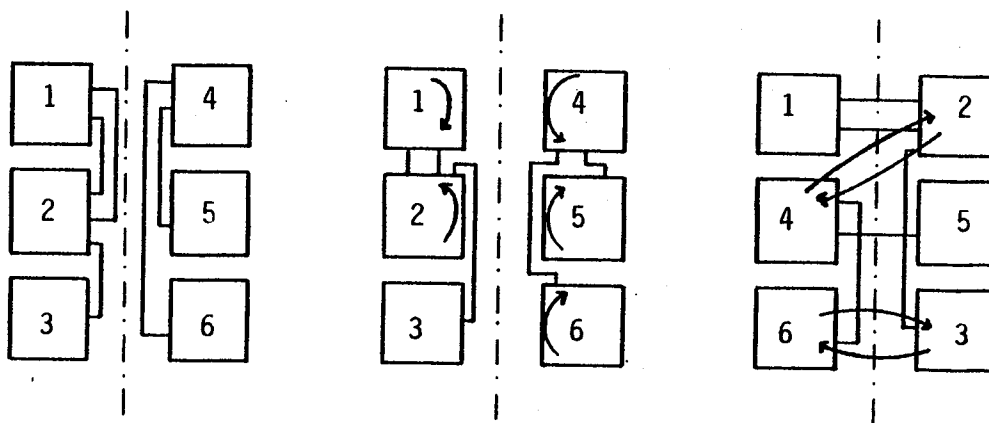
Les "effets de bords" introduits par une bipartition concernent les connexions communes aux éléments adjacents à la ligne de partition.

Remarquons que si le réseau n'est pas structuré, ils sont résolus simplement par des opérations de symétrie et de rotations des éléments (figure 55b), et par des échanges entre éléments situés de part et d'autre de la ligne de partition.

Si le réseau est structuré, les échanges d'éléments doivent donc concerner tous les éléments situés sur des colonnes adjacentes ou des lignes adjacentes (figure 55c).

La procédure d'échange peut être plus compliquée qu'un ensemble d'échanges par paires d'éléments puisqu'il peut y avoir un chaînage des effets de bord sur l'ensemble des éléments d'une colonne ou d'une ligne : une procédure d'échanges successifs par relaxation (cf II.3.2.4) semble utile.

La résolution des effets de bord dépend donc de la possibilité d'échanger des éléments sur la structure-hôte ; elle est donc rendue difficile si la taille des éléments est très variable.



a) effets de bord    b) améliorations par rotation    c) améliorations par échanges

Figure 55 : Résolution des effets de bord

Remarque : Dans un réseau structuré, il peut exister une direction privilégiée pour l'échange des éléments.

Exemple : Réseau en bandes (figure 56)

Les cellules ont la même hauteur mais des longueurs différentes (prédifusés, cellules standards)

L'échange d'éléments adjacents dans une bande est toujours possible ; l'échange d'éléments sur une même colonne n'est possible que si les éléments ont la même taille.

En conséquence, les effets de bord introduits par une ligne de partition verticale sont plus facilement améliorables que ceux introduits par une partition horizontale : à valeur d'ordonnement égale, on effectuera d'abord les partitions horizontales puis les partitions verticales au cours du placement constructif.

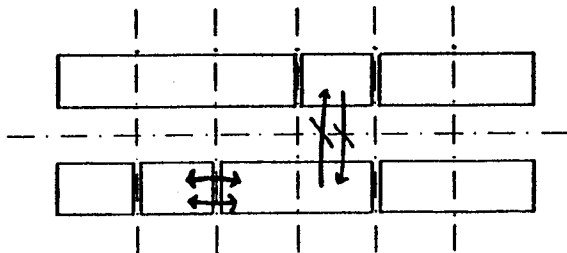


Figure 56 : Echanges possibles dans un réseau en bandes

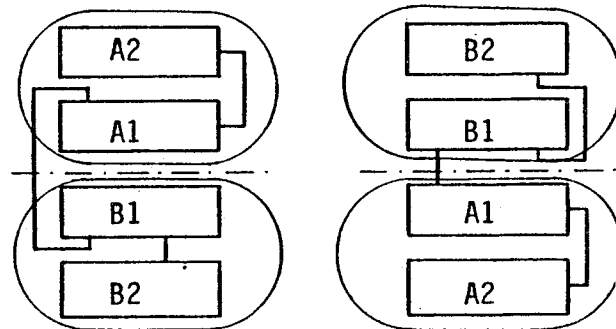


Figure 57 : Résolution d'une indétermination

b) Résolution des indéterminations de position par améliorations itératives du placement

Au mieux, l'indétermination sur la position des éléments d'une partition porte sur l'ensemble des groupes d'éléments équivalents au sens des critères de partition logique.

Ces aléas peuvent être résolus sur tout le réseau-hôte par des procédures d'échanges entre groupes d'éléments sur l'ensemble du réseau ; les échanges de groupes d'éléments doivent inclure des procédures d'échanges entre éléments à l'intérieur de chaque groupe (figure 57).

Malheureusement, une procédure d'échange systématique entre groupes d'éléments du circuit représente une méthode d'améliorations itératives coûteuse, et même inapplicable si le nombre total d'éléments n'est pas très faible ; de plus, on ne peut échanger que des groupes d'éléments qui ont globalement la même forme et la même taille.

La résolution des indéterminations de position ne peut donc être obtenue que partiellement par des échanges par paires entre des groupes d'éléments de taille équivalente.

Il reste donc à espérer que les effets des indéterminations de position soient négligeables sur l'ensemble du placement ; l'évaluation expérimentale de ces effets devrait être étudiée dans l'avenir mais il est probable que le résultat varie suivant chaque circuit implanté.

c) Limitations introduites par la variation de taille des cellules :

Nous avons montré au paragraphe 6.1, que les effets de bord introduits par les partitions étaient minimisés par l'ordonnement adéquat des lignes de partition ; en réalité, il n'est pas toujours possible de respecter l'ordre "optimum" de traitement des lignes de partition lorsque la taille des cellules est variable.

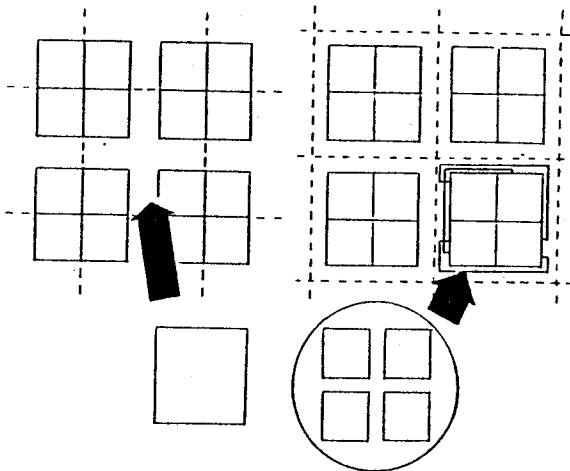


Figure 58 : Bipartitions sur un réseau ACE



La figure précédente représente un cas extrême d'inadéquation entre l'ordre "optimum" de traitement et les contraintes de taille des blocs partitionnés. Les lignes de partition  $cl_m$  doivent être traitées avant les lignes de partition  $cl_c$  : en effet, la minimisation des densités de connexions dans les canaux est beaucoup plus prioritaire que la minimisation du nombre de connexions transverses d'un canal. Mais cet ordre de traitement ne peut être appliqué que si les cellules n'occupent qu'un ou deux sites unitaires (taille d'un sous-bloc après deux ou une partition d'un macro-site).

Dans le cas contraire, aucune ligne de partition  $cl_m$  ne peut être traitée avant l'ensemble des lignes de partition  $cl_c$  puisqu'il n'existe pas de sous-blocs de la taille de 3 ou 4 sites unitaires ; il est donc obligatoire de traiter les lignes de partition dans les canaux  $cl_c$  en premier, ce qui introduit des effets de bord importants autour de chaque macro-site : les éléments fortement connectés sont alors placés sur les sites du même macro-site qui ne sont pas facilement connectables.

On rappelle que, de plus, l'élimination des effets de bord est difficilement résolubles par des échanges d'éléments au cours des améliorations itératives du placement lorsque la taille des cellules est très variable.

L'exemple de la figure précédente correspond à la structure d'un réseau ACE qui sera étudié dans la partie B de cette thèse.

### III.7 Optimisation des critères de densité dans un réseau structuré :

#### III.7.1 Mesure des densités de connexions :

Les densités de connexions sur un réseau-hôte sont évaluées par le nombre d'équipotentiels qui traversent les lignes de coupe prédéfinies du réseau (cf parag. I.6.2).

Une évaluation réaliste des critères de densité ne peut être obtenue qu'au cours de l'amélioration itérative du placement ; en effet, des mesures efficaces de densité doivent être réalisées à partir de la position des contacts de l'ensemble des éléments logiques (ce qui n'est pas possible au cours d'une construction ascendante du placement) par rapport à des lignes de coupe perpendiculaires aux canaux ou passages dont on évalue la densité (ce qui n'est pas toujours possible au cours d'une construction descendante du placement).

La figure suivante donne un exemple d'un ensemble de lignes de coupe d'une structure en bandes :

- le nombre de connexions qui utilisent des passages au-dessus de la bande (n) est donné par le nombre d'équipotentiels qui traversent la ligne  $cl_{hn}$
- le nombre de connexions qui utilisent les canaux horizontaux en colonne p est donné par le nombre d'équipotentiels qui traversent la ligne de coupe  $cl_{vp}$ .

On peut faire une première remarque : la disposition et le nombre de lignes de coupe d'un réseau-hôte sont indépendants des lignes de partition logique du réseau. En effet, les mesures utiles de densité sont fixées d'après les positions des contacts d'une même équipotentielle par rapport aux lignes de coupe, sans respect de l'appartenance de ces points à un élément logique

commun (partition des faces horizontales des éléments par les lignes de coupe  $cl_h$ ) ou à des éléments logiques différents (regroupement des faces de contact adjacentes à un même canal par les lignes de coupe  $cl_v$ ).

Par contre, il est évident que l'optimisation des critères de densité dépend directement :

- de la nature des critères de densité, donc de la prise en compte des valeurs de densité des lignes de coupe dans la fonction de coût du placement ; on rappelle que les critères de densité d'un même réseau-hôte n'ont pas le même poids : la minimisation du nombre de passages peut être plus importante que la minimisation des densités dans les canaux, la minimisation des densités dans les canaux à capacité fixe est plus prioritaire pour les canaux de capacité faible que pour les canaux de capacité importante, etc...

- du nombre de lignes de coupe, c'est-à-dire du nombre de valeurs de densité associées à un critère de densité dans la fonction coût, ainsi que du nombre relatif de valeurs de densité associées à des critères de densité indépendants ou antagonistes de cette fonction,

- de la position des lignes de coupe lorsque les ressources d'interconnexion ne sont pas régulières sur l'ensemble du réseau.

Le premier point a déjà été abordé au paragraphe I.6.2 .

Nous développerons ici la recherche du nombre et de la position "optimale" des lignes de coupe en fonction des effets de partition mis en évidence dans le paragraphe précédent.

De plus, on recherchera une solution qui minimise le temps de calcul du programme de placement en minimisant le nombre de lignes de coupe utilisées.

### III.7.2 Nombre de lignes de coupe et nature des critères de densité

Suivant la nature des critères de densité d'une ressource d'interconnexion, on peut distinguer les critères pour lesquels une ligne de coupe suffit, des critères pour lesquels le nombre de lignes de coupe doit être le plus grand possible.

#### a) Mesure du nombre de passages au-dessus des cellules

La mesure du nombre de connexions verticales qui traversent une rangée (n) ne nécessite qu'une ligne de coupe  $cl_{nm}$  située entre les faces supérieures et inférieures des éléments de la rangée (demande faible, voir figure 59).

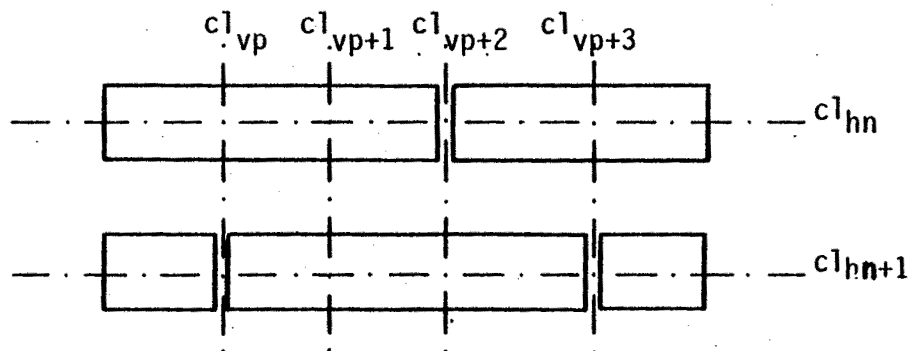


Figure 59 : Lignes de coupe d'un réseau en bandes

#### b) Mesure de la densité de connexion dans les canaux :

Si la capacité du canal est variable, sa largeur est fixée d'après la valeur maximale de densité obtenue sur une ligne de coupe perpendiculaire au canal. Si la capacité du canal est fixe, le critère principal de densité est la faisabilité du tracé : il est nécessaire de garantir que la valeur maximale de densité est inférieure à sa capacité.

Ces 2 critères nécessitent un nombre important de lignes de coupe (demande forte) ; ce nombre peut être très supérieur au nombre de sites adjacents au canal (figure 60).

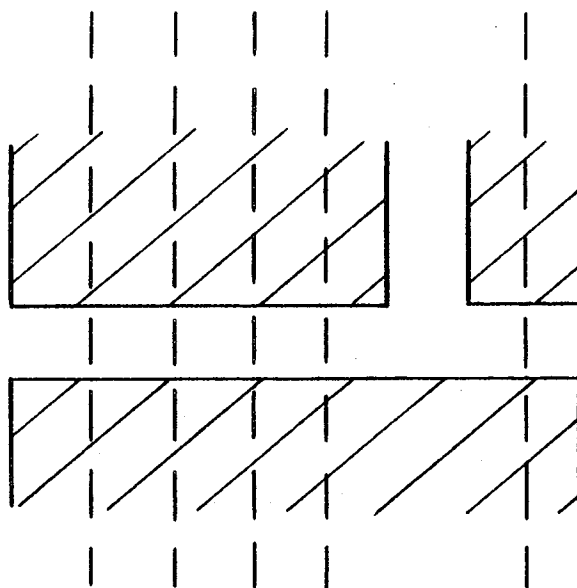


Figure 60 : Lignes de coupe dans les canaux

c) Mesure des densités sur l'ensemble d'une structure de macro-site :

Les lignes de coupe  $cl_{h1}$  et  $cl_{h3}$  qui traversent les macro-sites permettent d'évaluer les densités de connexions dans les canaux verticaux (figure 61). La ligne de coupe  $cl_{h2}$  permet d'évaluer le nombre de connexions transverses dans un canal horizontal, mais ce critère de densité n'est pas utile. En général, les lignes de coupe dans les canaux peuvent être négligées.

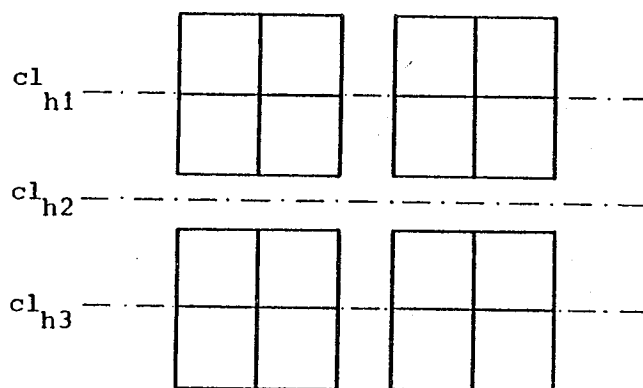


Figure 61

### III.7.3 Position des lignes de coupe et effet de partition

L'optimisation des critères de densité produit une partition des points de contact par les lignes de coupe.

Lorsque les ressources d'interconnexion ne sont pas régulières, il est donc nécessaire de choisir la position des lignes de coupe de façon à ce que les points de contact fortement connectables soit regroupés par ces partitions : la position optimum des lignes de coupe dépend donc de la connectabilité des faces de contact.

#### Exemple : Réseau ACE (figure 62a)

On peut définir différents ensembles de lignes de coupe de ce réseau. Quelle que soit la position de ces lignes, les valeurs de densité de connexion dans les canaux sont évaluées également. Par contre, les effets de partition permettent de sélectionner un jeu de lignes de coupe plus approprié à cette structure.

#### a) Ensemble "minimum" de lignes de coupe (figure 62b)

Cet ensemble est constitué par une ligne médiane de macro-site (nombre minimal de lignes de coupe).

Il effectue une partition par groupe de 4 sites fortement connectables situés autour d'une zone d'intersection de canaux : les connexions qui relient ces sites n'interviennent pas dans l'évaluation des densités de connexions.

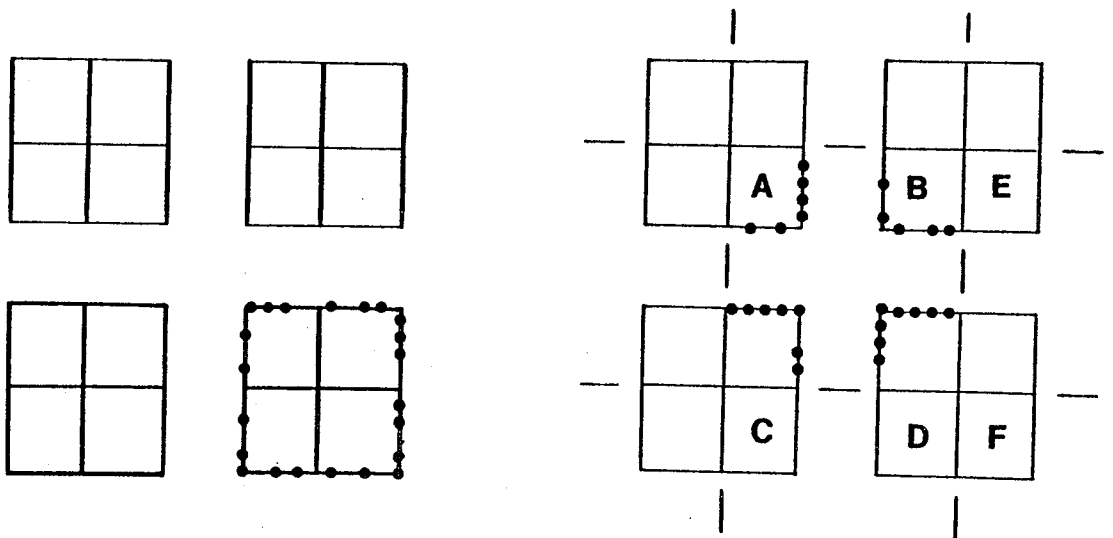
Par contre, les connexions qui relient les deux faces de contact adjacentes de B et E sont pénalisées par la minimisation de la valeur de densité de la ligne de coupe.

#### b) Ensemble de lignes de coupe par "zones de canaux" (figure 62c)

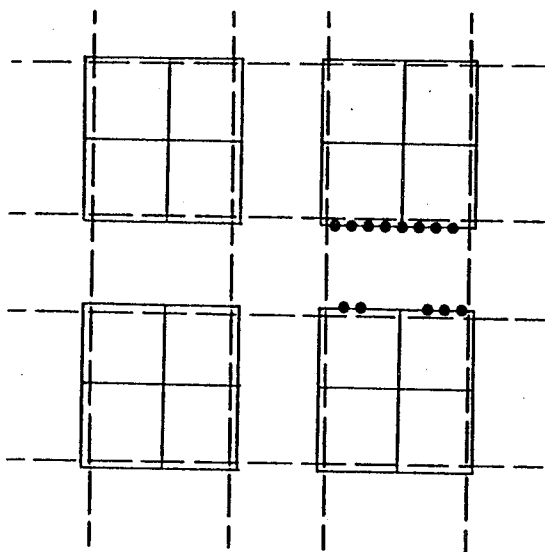
Les lignes de coupe encadrent les faces de contact situées face à face ; la partition respecte les relations de connectabilité privilégiées entre ces faces, et pénalise les connexions qui sortent d'une zone de canal.

c) Ensemble "mixte" de lignes de coupe (figure 62d)

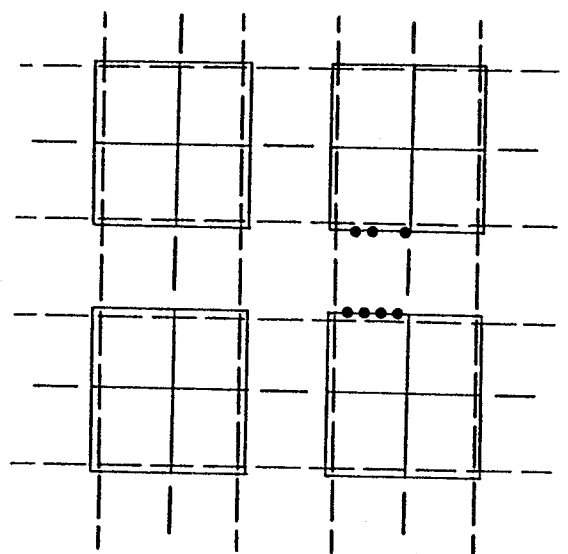
Cet ensemble est constitué des lignes de coupe des 2 ensembles précédents. Il réalise une partition abusive des faces de contact fortement connectables : les connexions qui relient deux faces adjacentes sont pénalisées, les connexions qui relient les faces situées autour d'une zone d'intersection sont pénalisées également.



a) structure d'un réseau ACE



b) Ensemble "minimum"



c) Ensemble "par canaux"

d) Ensemble "mixte"

Figure 62 : Différents ensembles de lignes de coupe  
d'une structure de macro-site

	Ensemble "minimum"	Ensemble par "zones"	Ensemble "mixte"
TEST 1	3 pistes libres 7738	3 pistes libres 7407	2 pistes libres 7365
TEST 2	3 pistes libres 7561	3 pistes libres 6866	2 pistes libres 7384
TEST 3	2 pistes libres 7114	3 pistes libres 7085	3 pistes libres 7277
TEST 4	2 pistes libres 8198	2 pistes libres 7939	2 pistes libres 7939
TEST 5	1 piste libre 8272	2 pistes libres 8810	1 piste libre 8452
TEST 6	1 piste libre 10 839	1 piste libre 10 659	1 piste libre 11 936

Tableau 63 : Comparaison entre 3 ensembles de lignes de coupe

Les résultats correspondent au tracé obtenu après améliorations itératives du placement pour chacun des ensembles de lignes de coupe (le premier chiffre correspond au nombre minimum de pistes libres sur l'ensemble des canaux du réseau, le second chiffre correspond à la longueur des connexions en pas de grille).

Interprétation du tableau 63 :

on remarquera que :

- bien que l'ensemble "mixte" comporte un nombre plus important de lignes de coupe, il réalise la plus mauvaise optimisation des critères de densité.
- l'ensemble "par zones de canaux" réalise la meilleure optimisation des critères de densité du placement (uniformisation et minimisation des valeurs de densité) : cet effet est validé par l'amélioration des critères de densité et de longueur des connexions obtenues par le tracé.



### III.7.4 Nombre de lignes de coupe et effet de partition

On peut remarquer que l'optimisation de 2 critères de densité demande une normalisation entre le nombre de mesures de chacun des 2 critères.

Les critères optimisés par les lignes de coupe verticales et horizontales sont antagonistes.

Le nombre minimum de lignes de coupes horizontales est fixé (1 ligne  $cl_h$  par rangée).

Le nombre optimum de lignes de coupe verticale n'est pas fixé (demande forte). Il est nécessaire de trouver un critère permettant d'évaluer ce nombre, pour équilibrer l'importance relative des valeurs de densités horizontales et de densités verticales dans la fonction coût.

Ce critère est donné en considérant que les partitions introduites par les lignes de coupe doivent respecter la condition d'équilibre évaluée au paragraphe précédent.

Principe : La proportion relative du nombre de lignes de coupe verticales et horizontales d'une structure est fixée par la valeur de sa constante de compromis.

Exemple : Structure en bandes

$$CC = n_v/n_h = C_h/cap_h \rightarrow n_h = cap_h/C_h \cdot n_v$$

Si on utilise une ligne de coupe horizontale par rangée ( $n_v = 1$ ), le nombre optimum de lignes de coupe verticales est défini par un espacement de  $n_h = cap_h/C_h$  unité de longueur d'un site unitaire entre 2 lignes de coupes verticales.

Application à un réseau CMOS 1 couche :

$C_h = 3$  contacts par site unitaire

$cap_h = 8$  pistes par canal  $n_h = 8/3 = 2,7$

On utilisera une ligne de coupe verticale placée tous les 2,7 sites unitaires

Exemple 2 : Structure de macro-sites

D'après la condition d'équilibre établie en 6.1.5, on a :

$$n_v/n_h = \text{cap}'_v + C'_h/\text{cap}'_h + C_v$$

Les nombres  $n_v$  et  $n_h$  ne sont pas fixés.

Les calculs portent ici sur le rapport du nombre de lignes de coupes verticales  $\text{nbcl}'_v$  et du nombre de lignes de coupe horizontales  $\text{nbcl}'_h$  par macro-sites :

Soit :

$$\text{nbcl}'_v = n_v/\lambda_v \quad \text{avec } \lambda_v = \text{hauteur d'un macro-site}$$

$$\text{nbcl}'_h = n_h/\lambda_h \quad \text{avec } \lambda_h = \text{longueur d'un macro-site}$$

$$C'_h = C_h/\lambda_h \quad = \text{nombre moyen de contact sur une face horizontale}$$

$$C'_v = C_v/\lambda_v \quad = \text{nombre moyen de contact sur une face verticale}$$

$$\text{cap}'_h = \Sigma \text{cap}_h/L_v \quad = \text{nombre moyen de pistes horizontales sur la hauteur du réseau } L_v.$$

$$\text{cap}'_v = \Sigma \text{cap}_v/L_h \quad = \text{nombre moyen de pistes verticales sur la longueur du réseau } L_h.$$

Le rapport du nombre de lignes de coupe est donné par :

$$\text{nbcl}'_v/\text{nbcl}'_h = \lambda_h/\lambda_v \cdot \text{cap}'_v + C'_h/\text{cap}'_h + C_v$$

Application aux réseaux ACE (figure 22) :

les valeurs réelles sont :  $C'_h = 7/27$  ;  $C'_v = 9/20$

réseau ACE 600 :  $\text{cap}'_h = 52/188$  ;  $\text{cap}'_v = 50/169$  ;

On obtient :  $\text{nbcl}'_v/\text{nbcl}'_h = 16/15$

réseau ACE 900 :  $\text{cap}'_h = 52/188$  ;  $\text{cap}'_v = 80/275$

On obtient la valeur :  $\text{nbcl}'_v/\text{nbcl}'_h = 18/19$

Pour ces deux réseaux de la même famille, le rapport du nombre de lignes de coupe horizontales et verticales peut être pris à 1.

On utilisera donc autant de lignes de coupe verticales par macro-site que de lignes de coupe horizontales.

### III.8 Conclusion :

L'étude des caractéristiques topologiques d'un réseau structuré permet de sélectionner les méthodes de placement les plus adaptées à chaque structure, et d'affiner les heuristiques de placement correspondantes.

On peut dire que chaque structure d'implantation représente un cas particulier pour lequel l'heuristique de placement doit être spécifiquement adaptée.

L'adaptation d'une méthode de placement est réalisée par :

- l'adaptation de l'ordre de traitement des lignes de partition des heuristiques de placement constructif descendantes,
- l'adaptation des règles de sélection des éléments et des sites des heuristiques de placement constructif ascendantes,
- le choix du nombre et de la position des lignes de coupe lors de l'amélioration itérative du placement,
- l'expression de la fonction de coût du placement.

Mais, on peut remarquer que le choix et l'adaptation d'une heuristique de placement optimale peut également dépendre de caractéristiques propres à chaque circuit implanté : initialisation du placement par le concepteur, contraintes de position sur les cellules, circuit globalement beaucoup ou peu dense, structuration logique forte, gamme de variation de la taille des cellules, etc...

Il semble donc intéressant de développer parallèlement, des études déterministes plus complètes sur l'adaptation des heuristiques de placement aux structures topologiques des réseaux, et une approche plus expérimentale de l'influence de toutes les caractéristiques d'un problème de placement sur l'efficacité des algorithmes utilisés.

Ces objectifs pourraient être développés naturellement dans le cadre d'un système-expert de placement.

CHAPITRE III

TRACE DES CONNEXIONS



## I - METHODES DE TRACE

### I.1 Buts de la phase du tracé :

Le but principal de la phase de tracé des connexions est d'implanter toutes les interconnexions sur le réseau-hôte ;  
de plus, il est souhaitable d'optimiser certains critères liés, soit aux contraintes technologiques, soit à l'optimisation du fonctionnement électrique du circuit.

#### I.1.1 Critères intrinsèques du tracé

L'optimisation de la vitesse de fonctionnement du circuit est traduit par :

- des critères de minimisation des longueurs des connexions :
  - minimisation de la longueur de chaque connexion, mais aussi
  - minimisation de la longueur totale des connexions,
  - minimisation prioritaire de la longueur de certaines connexions, dites "critiques" (signaux d'horloge, signaux de commande, etc...),
  - minimisation de la longueur maximum des connexions du circuit.

Les critères de minimisation de "longueurs" des connexions se rapportent ici à la minimisation de la résistivité des segments qui sont utilisés pour réaliser les connexions.

- des critères de minimisation :
  - du nombre de "vias" (passages d'une couche de métallisation à une autre),
  - du nombre de croisements de connexions,
  - du nombre (ou de la longueur) des passages au-dessus des éléments actifs,

afin de minimiser les effets capacitifs des connexions.

- la minimisation des effets de diaphonie entre les signaux est traduit par :
  - la minimisation du nombre (ou de la longueur) des passages au-dessus des éléments actifs,
  - la limitation de la longueur autorisée sur laquelle deux connexions peuvent être superposées.
- le respect des règles de dessin est traduit par les contraintes suivantes :
  - l'utilisation d'une grille d'implantation,
  - des règles de non-adjacence des "vias".

Nous appellerons l'ensemble de ces critères, les critères intrinsèques du tracé des connexions.

### I.1.2 Critères globaux du tracé

Le tracé des connexions sur un réseau structuré, dont les ressources d'interconnexion sont composées de canaux d'interconnexion et de passages prédéterminés au-dessus ou entre les cellules, introduit des critères de tracé supplémentaires ou complémentaires.

Ces critères sont liés à la répartition globale des densités des connexions dans les canaux d'interconnexion :

- pour les structures à canaux d'interconnexion de capacité variable, il est nécessaire de :
    - minimiser la densité maximale de connexions dans chaque canal afin de minimiser la largeur nécessaire de ce canal,
    - d'uniformiser les densités de connexions sur l'ensemble des canaux de façon à atteindre l'objectif précédent sur l'ensemble du réseau-hôte .
- Ces objectifs ont pour but de minimiser la surface du circuit.

- pour les structures à canaux d'interconnexion de capacité fixe (réseaux prédéfinis), il est nécessaire :
  - d'éviter la saturation de chacun des canaux en cours de tracés, sans quoi les connexions doivent être rallongées pour éviter ces zones et pourraient même ne pas être traçables.
  - d'uniformiser les densités de connexions sur l'ensemble des canaux de façon à atteindre l'objectif précédent sur l'ensemble du réseau-hôte.

Ces objectifs représentent la condition de faisabilité du tracé.

Les objectifs de minimisation et d'uniformisation des densités de connexions dans les canaux d'interconnexion constituent les critères primordiaux du tracé dans les structures à canaux d'interconnexion de capacités fixées.

### I.1.3 Antagonismes entre les critères de tracé

En général, les objectifs de minimisation de longueur et de minimisation des densités de connexions sont antagonistes :

- minimiser la longueur des connexions peut conduire à saturer des canaux (typiquement, on sature les canaux situés au centre du réseau-hôte)
- utiliser préférentiellement des canaux peu encombrés peut conduire à allonger le chemin des connexions d'une manière prohibitive.

L'optimisation simultanée de ces deux types de critères nécessite donc le choix d'un compromis entre ces critères, ou au moins d'une méthode de tracé qui permette de prendre en compte ces critères simultanément.

Les autres critères secondaires sont aussi généralement antagonistes avec les critères principaux liés aux longueurs et densité de connexions :

- l'utilisation de passages au-dessus des cellules afin de réduire les densités de connexion dans les canaux, ou parties de canaux, saturés est en contradiction avec l'objectif de minimisation du nombre de passages utilisés.

- l'utilisation de "vias", qui permettent de sauter une connexion déjà tracée afin d'éviter un détour supplémentaire, est en contradiction avec l'objectif de minimisation du nombre de "vias".



## I.2 Stratégies générales de tracé

On distingue principalement deux types d'approches pour le tracé automatique des connexions :

- Une stratégie discrète de tracé :

Les connexions sont tracées séquentiellement de manière fine : une connexion tracée devient un obstacle pour les suivantes.

Le chemin de chaque connexion doit optimiser les critères intrinsèques du tracé.

Les heuristiques de tracé sont appelées "traceurs de labyrinthe" (maze router) et sont dérivés de l'algorithme de Lee [LEE 61].

En cas d'impossibilité de tracé, il est nécessaire de modifier les connexions déjà implantées ou de les supprimer pour les retracer par la suite.

- Une stratégie globale de tracé :

Les méthodes de ce type sont employées uniquement pour tracer les connexions dans les structures à canaux d'interconnexion.

La réalisation du tracé se décompose en deux phases :

- le tracé global des connexions :

- ou assignation des connexions aux canaux ("channel assignment") :

Les connexions sont traitées séquentiellement ; le but de cette phase est de déterminer globalement les canaux utilisés par chaque connexion.

Le chemin de chaque connexion est optimisé en fonction des critères intrinsèques du tracé et des critères de densités de connexions dans les canaux utilisés.

Les heuristiques de tracé sont appelées "traceurs globaux" (global-router ou loose-router ou topological-router) et sont dérivées des algorithmes de recherche du plus court chemin dans un graphe pondéré [MOO 57].

A la fin de cette phase, chaque connexion est décrite sous la forme d'un ensemble de segments situés dans les canaux.

- Le tracé des connexions dans les canaux :

Les canaux sont traités séquentiellement ; dans chaque canal, tous les segments de connexions sont affectés à une piste de façon à minimiser les critères intrinsèques du tracé et le nombre de pistes utilisées.

Les heuristiques de tracé utilisées sont appelées "traceurs de canaux" (channel router) et sont dérivées de l'algorithme de Deutsch [DEU 76].

- Nous signalerons une troisième approche, actuellement en voie de développement : les méthodes parallèles de tracé.

Les chemins de l'ensemble des connexions se construisent simultanément par des expansions successives ayant pour sources l'ensemble des points de contact du circuit. Ces méthodes n'en sont qu'au stade expérimental [SOU 79] mais il est probable qu'elles puissent être développées, en particulier dans le cadre de "machines à implanter" réalisées sur des réseaux de processeurs parallèles.

Nous présenterons et discuterons de ces méthodes dans les paragraphes suivants, en insistant particulièrement sur les méthodes de tracé global des connexions.

### I.3 Tracé discret des connexions

#### I.3.1. Modélisation du problème

Le réseau-hôte est modélisé sous la forme d'une matrice qui correspond à la grille d'implantation (figure 64a) ; chaque case de la matrice correspond à une unité de longueur (pas de grille).

Lorsqu'on dispose de plusieurs niveaux d'interconnexion, on utilise une grille à 3 dimensions.

A chaque niveau d'interconnexion :

- une case de la grille peut être traversée par une connexion unique,
- une case occupée par un élément actif ou une connexion déjà tracée constitue un obstacle pour les connexions suivantes.

Le tracé d'une connexion au plus court chemin correspond à la recherche du chemin qui relie les cases représentant les points de contact de l'équipotentielle en utilisant le plus petit nombre de cases libres de la matrice.

#### I.3.2 Heuristiques des traceurs de labyrinthe

##### a) Algorithme de Lee :

L'algorithme de Lee [LEE 61] constitue la base de toutes les heuristiques des "traceurs de labyrinthe". Il constitue l'application au tracé de connexion de l'algorithme de Moore-Dijkstra [MOO 57] de recherche du plus court chemin entre deux éléments d'une grille.

Le traitement s'effectue en 2 phases :

- une phase d'expansion (figure 64b) :

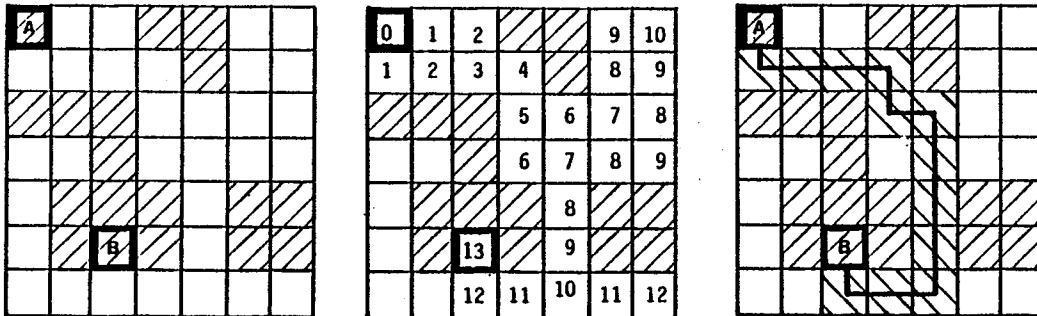
Une onde est propagée dans la matrice par expansions successives à partir d'un des deux points de contact (le point "source") jusqu'à atteindre l'autre point (le point "cible").

- Au point "source" est assigné un indice d'expansion nul;
- A chaque étape de l'expansion, le front de l'onde se propage aux cases libres adjacentes; ces cases sont marquées par l'indice d'expansion précédent incrémenté et constituent le front d'onde de l'étape suivante.

- une phase de remontée de chemin (fig 64c) :

Le chemin de la connexion est construit en propageant une onde de remontée de chemin à partir du point "cible" jusqu'à atteindre le point "source".

A chaque étape, le chemin mémorisé est augmenté d'une case adjacente dont l'indice d'expansion est immédiatement inférieur.



a) description du réseau-hôte

b) phase d'expansion

c) remontée du chemin et mémorisation

Figure 64: Recherche du plus court chemin entre deux points A et B par l'algorithme de Lee (sur 1 niveau d'interconnexion)

L'algorithme de Lee permet de trouver le plus court chemin géométrique entre deux contacts, si ce chemin existe.

Il réalise donc l'objectif de minimisation de la longueur de chaque connexion

Les autres critères intrinsèques sont localement optimisés par le choix de cases équivalentes (même valeur d'expansion) lors de la phase de remontée de chemin :

- minimisation du nombre de "vias" : on choisit préférentiellement un chemin qui conserve le même niveau d'interconnexion,
- minimisation du nombre de passages au-dessus des éléments actifs et du nombre de croisements : on choisit préférentiellement un chemin dont les autres niveaux d'interconnexions sont libres.

L'inconvénient majeur de l'algorithme de Lee est surtout le temps de calcul du tracé puisque le tracé de chaque connexion nécessite une phase d'expansion pas à pas sur tout le réseau-hôte.

Des améliorations de cet algorithme permettent de diminuer le nombre de cases impliquées dans la phase d'expansion :

- choix du contact le plus excentré comme point "source".
- restriction de la surface d'expansion à une fenêtre englobant les deux contacts. [SER 80] a présenté les critères de choix de la forme de la fenêtre et de leur élargissement en cas d'impossibilité de tracé.
- réduction des directions d'expansion .

Ce dernier principe guide les "traceurs de labyrinthe" dérivés de l'algorithme de "recherche par lignes" de Hightower [HIG 69].

#### b) Algorithme de Hightower :

A chaque étape de la phase d'expansion, les cases du front de l'onde constitue l'origine de "lignes de dégagement" horizontales et verticales. Chaque ligne de dégagement est construite du point-source jusqu'au premier obstacle ; et toutes les cases de la ligne reçoivent la même valeur d'expansion.

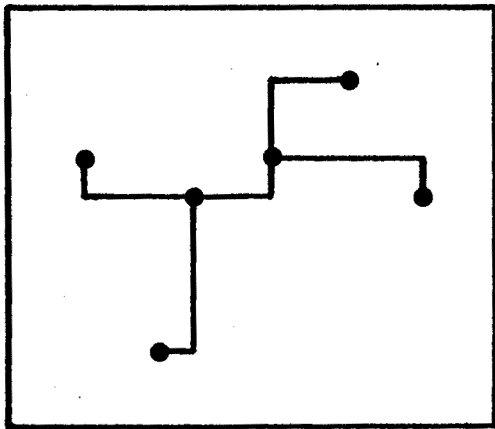
Cette heuristique est beaucoup plus rapide que l'algorithme de Lee grâce à la diminution draconienne du nombre de pas de la phase d'expansion.

Par contre, elle ne garantit pas de trouver le chemin le plus court entre deux points.

### 1.3.3 Tracé d'une connexion multi-terminales :

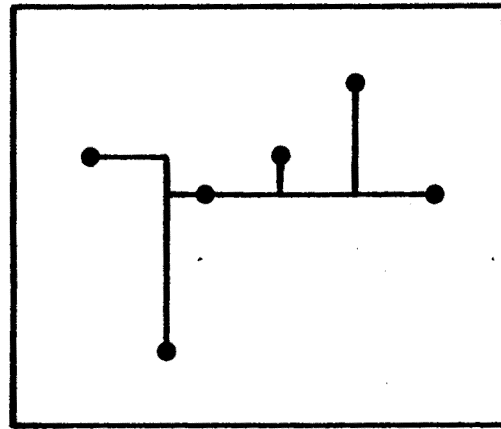
Une connexion multi-terminales représente le cas général d'une connexion qui possède plus de deux points de contact.

L'algorithme de tracé des connexions multi-terminales dépend du modèle de connexion utilisé. En tracé de circuits intégrés, les modèles réalistes sont constitués par une représentation en arbre de Spanning (figure 65a) ou en arbre de Steiner (figure 65b).



a) tracé en "arbre minimum"

L = 21



b) tracé en "arbre de Steiner"

L = 18

Figure 65 : Modèles réalistes de connexions multi-terminales

L'arbre minimum correspond à l'ensemble des chemins biterminaux dont la longueur totale est minimale.

Un arbre de Steiner utilise, de plus, des points d'intersection ("points de Steiner") entre les chemins biterminaux. L'arbre de Steiner minimum correspond au plus court chemin global utilisant le plus petit nombre de points de Steiner.

Les heuristiques de tracé utilisées nécessitent  $E-1$  phases d'expansion/remontée de chemin ( $E$  = nombre de contacts à relier). Chaque phase est réalisée par un algorithme de Lee ou de Hightower.

a) Heuristiques de tracé d'un arbre de Spanning

Elles utilisent une décomposition de la connexion multi-terminale en ensemble de chemins bi-terminaux, et sont basées sur des algorithmes de calcul de l'arbre minimum.

• algorithme de Kruskal [KRU 56] :

L'ensemble des contacts de la connexion est décomposé en groupes de 2 contacts. Les groupes sont constitués de façon à ce que leurs contacts soient géométriquement les plus proches, sans qu'il n'existe de cycle entre les groupes.

Chaque sous-connexion bi-terminale est tracée séparément par un algorithme de Lee ou de Hightower.

L'algorithme de décomposition en biterminales est de complexité  $O(E \log E)$  et il construit théoriquement l'arbre minimum [REI 77].

En réalité, la décomposition en groupes de deux contacts n'est efficace que si la distance géométrique entre les contacts est proche de la distance minimum réelle, c'est à dire si il n'y a pas d'obstacles qui obligent à des détours importants entre les contacts.

Remarque :

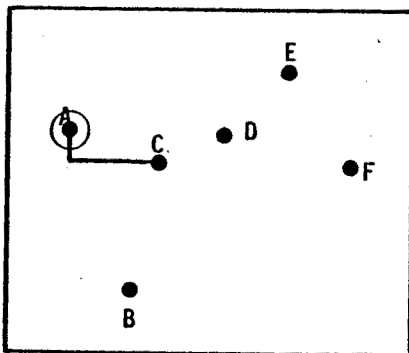
Cet algorithme est utilisé généralement pour estimer, lors d'une phase de placement, la longueur d'une connexion à partir de sa décomposition en biterminales ; les biterminales ne sont alors pas tracées réellement.

• Algorithme de Prim [PRIM 57] :

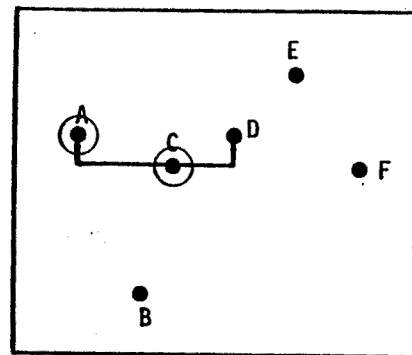
Le chemin de la connexion est construit progressivement par des phases d'expansion successives.

La première expansion a pour origine un point "source" unique ; elle est arrêtée lorsqu'un point "cible" quelconque est atteint, et le plus court chemin entre les deux points est mémorisé.

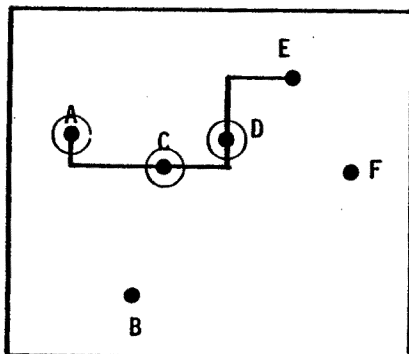
Ces deux points constituent les points "sources" de la phase d'expansion suivante et ainsi de suite jusqu'à ce que tous les points "cibles" soient reliés. (fig. 66)



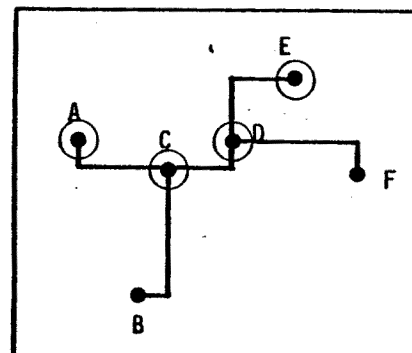
a) 1ère expansion  
source A



b) 2ième expansion  
sources A et C



c) 3ième expansion  
sources A,C,D



d) 4 et 5ième expansions  
sources A,C,D,E

Figure 66 : Génération d'un arbre minimum par l'algorithme de Prim



Cette heuristique ne comporte pas de décomposition préalable en bi-terminales mais en contre-partie, on ne peut pas limiter la surface de chaque expansion puisqu'on ne peut pas préjuger de la position du prochain point "cible" atteint.

Elle construit effectivement l'arbre minimum [REI 77].

- Des post-traitements simples permettent, dans certains cas, d'optimiser une connexion en "arbre minimum" en la transformant en "arbre de Steiner" [SYE82]
  - en éliminant les segments redondants qui appartiennent à une même connexion,
  - en choisissant un chemin, parmi plusieurs chemins biterminaux équivalents, qui offrent ces redondances afin qu'elles soient éliminées.

#### b) Heuristique de tracé d'un arbre de Steiner

Il n'existe actuellement aucune heuristique de complexité acceptable qui permette de générer un arbre de Steiner minimum (plus court chemin total) : ce problème a été prouvé NP-complet [GAR 77].

L'heuristique de Hanan [HAN 66] permet d'obtenir une solution proche de l'optimum : de plus, l'arbre de Steiner ainsi obtenu est, au pire, une aussi bonne solution que l'arbre de Spanning minimum de la même connexion.

L'heuristique de Hanan est basée sur le fait que tous les points d'un chemin entre deux contacts possèdent un coût de traversée nulle pour les chemins qui relient les autres contacts de la connexion.

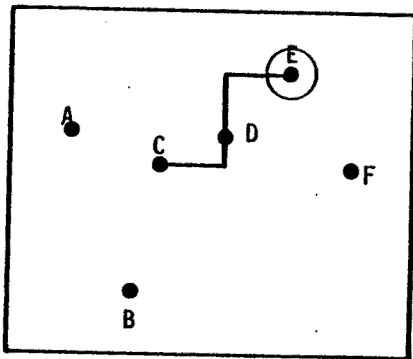
En conséquence, la succession des phases d'expansion est la suivante :

- la 1ère phase d'expansion a pour origine un point "source" unique et s'arrête dès qu'un point "cible" est atteint. Le plus court chemin entre ces deux points est mémorisé.

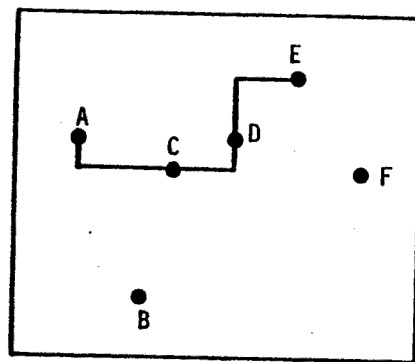
- la 2ème phase d'expansion a pour origine l'ensemble des points du chemin trouvé précédemment et s'arrête dès qu'un point "cible" est atteint.

Lors de la phase de remontée de chemin, le premier point "source" rencontré réalisera automatiquement un point d'intersection des deux sous-connexions bi-terminales (point de Steiner).

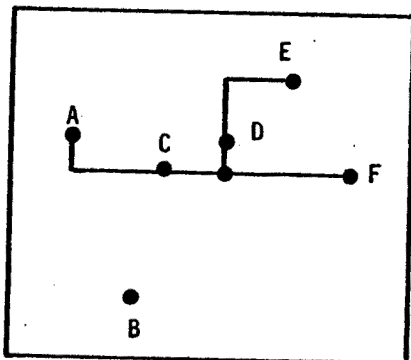
- et ainsi de suite jusqu'à ce que tous les points "cibles" soient atteints (figure 67).



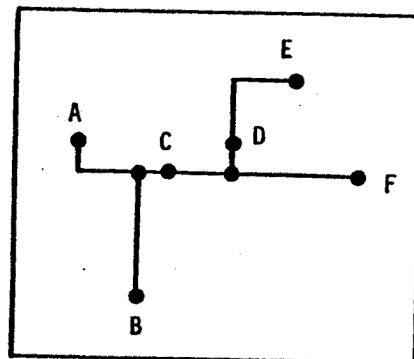
a) 1ère et 2ème expansions  
sources : chemin E-D



b) 3ème expansion  
sources : chemin E-D-C



c) 4ème expansion  
sources : chemin E-D-C-A



d) 5ème expansion  
sources : chemin E-D-C-A-F

Figure 67 : Génération d'un arbre de Steiner

Le résultat dépend uniquement du choix du point "source" de la lère expansion et du choix d'un chemin entre plusieurs équivalents. Pour supprimer cette indétermination, des solutions plus optimales peuvent être obtenues par des heuristiques similaires au détriment d'un nombre de phases d'expansion supérieur :

- Fischer [FIS 78] utilise une stratégie d'agglomération progressive des sous-arbres. Cette heuristique nécessite  $E*(E+1)/2$  phases d'expansion/remontée de chemin.

- Acker [AK 72] propose une méthode d'améliorations itératives des segments de l'arbre de Steiner en  $E-1$  phases d'expansion/remontée de chemin.

Dans ce but, nous proposerons au paragraphe II un pré-traitement efficace en  $E$  phases d'expansion.

#### I.3.4 Limitations des traceurs de labyrinthe

Les inconvénients des traceurs de labyrinthe sont essentiellement :

- une place mémoire très importante qui est nécessaire à la description fine des ressources d'interconnexion : "bit map" du réseau-hôte,
- un temps de calcul très important si l'algorithme de Lee est utilisé,
- une optimisation des longueurs de connexions incertaine si l'algorithme de Hightower est utilisé.

Néanmoins, l'inconvénient majeur de la stratégie discrète de tracé des connexions provient de l'absence de vision globale de la répartition des interconnexions :

- le traitement individuel de chaque connexion amène généralement à créer des zones de saturation ; ces zones obligent à détourner les connexions tracées ultérieurement et peuvent même rendre impossible leurs tracés en isolant les points de contact à relier.

- les critères de tracé tels que le nombre de "vias" ou le nombre de croisements ne sont optimisés que localement et d'une manière secondaire lors des phases de remontée de chemin.

Différentes stratégies de tracé discret ont été développées pour minimiser ces effets :

- ordonnancement de la liste des connexions afin de tracer d'abord les connexions qui condamnent le moins de chemins existants,
- utilisation alternative des algorithmes de Lee et de Hightower dans les structures à canaux d'interconnexions afin de minimiser le temps de calcul : les segments de connexions sont tracés par un algorithme de Hightower dans les canaux, et par un algorithme de Lee aux environs des points de contact.

Néanmoins, les limitations de cette stratégie rendent problématique le tracé des connexions dans des réseaux complexes qui comportent plusieurs centaines de connexions :

- le taux de connexions tracées est, en général, inférieur à 80 % ;
- la réalisation des connexions non-tracées est difficile et longue : il est nécessaire de modifier les connexions déjà tracées, soit de manière automatique ("rip-up and re-route techniques" [DEE 82]), soit manuellement.

### 1.3.5 Conclusion

Les méthodes discrètes de tracé des connexions sont pénalisées par la lenteur des algorithmes de "traceurs de labyrinthe" et par la place-mémoire nécessaire à leur utilisation.

De plus, leur efficacité dépend fortement de l'ordre de traitement des connexions, et ne peut garantir ni la traçabilité à 100% des connexions, ni l'optimisation globale des critères de base.

Cette stratégie permet néanmoins de tracer entièrement des réseaux dont le nombre de connexions est limité (quelques dizaines) et dont la topologie est irrégulière.

Pour traiter efficacement et rapidement le tracé de circuits complexes et structurés, il est nécessaire d'utiliser :

- une stratégie de tracé plus souple qui permette une vision globale de la répartition des connexions,
- des outils de tracé qui puissent optimiser globalement l'ensemble des critères de tracé,
- une modélisation simple du réseau, fondée sur la régularité topologique des ressources d'interconnexion, qui permette d'augmenter la rapidité et l'efficacité des outils de tracé.

Ces conditions sont réalisées dans les méthodes de tracé global et de tracé de canaux.

#### I.4 Tracé global des connexions

Nous présentons ici les méthodes de tracé global dans les structures de canaux d'interconnexion à deux niveaux d'interconnexion.

L'optimisation de ces méthodes appliquées aux réseaux structurés, qui peuvent aussi posséder des passages prédéterminés, sera approfondie au paragraphe III.II.

##### I.4.1 Principe du tracé global

La phase de tracé global a pour but de déterminer les canaux utilisés par chaque connexion pour relier ces points de contact.

Le chemin de chaque connexion doit optimiser les critères intrinsèques du tracé (longueur des connexions, nombre de "vias" ) et les objectifs de minimisation et uniformisation des densités de connexion dans les canaux.

Chaque connexion est représentée sous la forme d'un ensemble de segments qui empruntent l'axe central des canaux. (Fig. 68)

La position réelle des segments (piste utilisée), leurs formes (rectiligne ou coudée) et la position exacte des "vias" au croisement de deux segments seront déterminées au cours de la phase ultérieure de tracé fin des connexions.

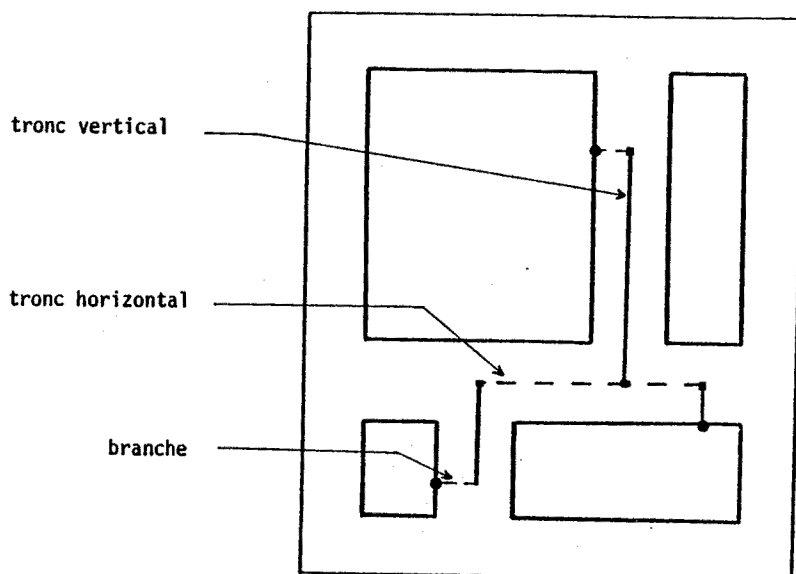


Figure 68 : Description d'une connexion

On utilise généralement les hypothèses de base suivantes :

- la liaison entre un segment ("tronc") et un point de contact sera réalisée ultérieurement par une connexion rectiligne et perpendiculaire au tronc ("branche"),

- les segments verticaux sont systématiquement affectés à une même couche d'interconnexion, et tous les segments horizontaux sont affectés à l'autre couche.

Ces hypothèses peuvent être localement remises en cause par la phase ultérieure de tracé dans les canaux.

#### 1.4.2 Représentation des zones d'interconnexion

On utilise une représentation "macroscopique" des ressources d'interconnexion.

Les canaux d'interconnexion sont décomposés en un ensemble de rectangles ; chaque rectangle constituant une cellule de base de la grille d'expansion de l'algorithme de tracé.

Ces rectangles sont répartis en deux catégories (fig. 69) :

- les zones de canaux (ou canaux bi-faces) qui sont constituées par les parties de canaux comprises entre deux faces de contacts parallèles,
- les zones d'intersection (ou "switch-box") qui sont situées à l'intersection d'un canal vertical et d'un canal horizontal.

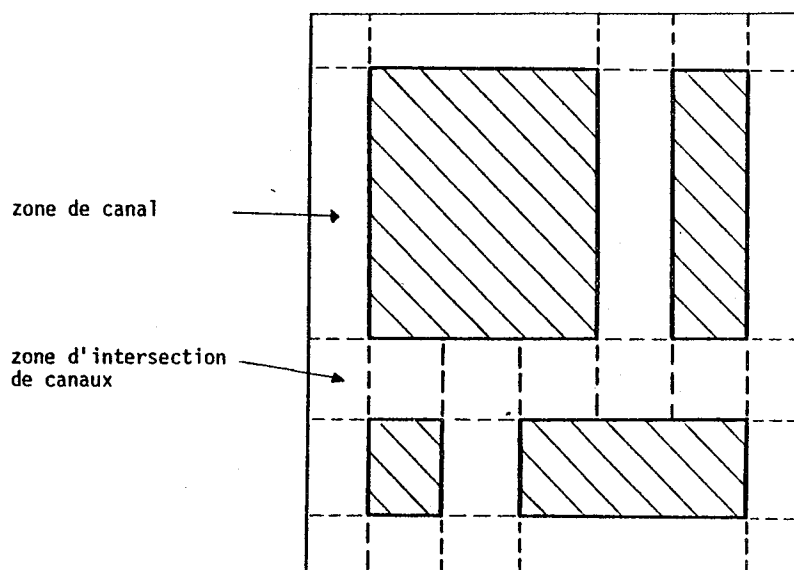


Figure 69 : Modélisation du réseau-hôte

La description en rectangles est triviale lorsque le réseau est fortement structuré.

La position relative ou absolue des canaux d'interconnexion est fixée au préalable et leurs formes sont régulières.

Par contre, on remarque que si les zones d'interconnexions sont déterminées par le résultat du placement (structure à contrainte faible), il est nécessaire de générer automatiquement la description en rectangles.

Différentes méthodes de "découpage" des canaux ont été développées suivant des critères très différents :

- découpage en sous-canaux de dimension standart [GOT 81],
- découpage en rectangle de surface maximum (d'après [SOU 81]),
- découpage en rectangles indépendants dans chaque couche d'interconnexion [WIE 81].

Le choix de la méthode de découpage dépend principalement de la méthode d'évaluation des densités dans les canaux (cf.4.4) et de la stratégie de tracé fin dans les canaux (cf. 5.3).

#### I.4.3 Objectifs du tracé global

Le tracé global des connexions a deux objectifs :

- optimiser les critères de tracé,
- préparer la phase ultérieure de tracé fin des connexions.

Les critères intrinsèques du tracé sont appliqués aux segments de connexion :

- les critères de minimisation des longueurs de connexions sont traduits par des critères de minimisation des longueurs des segments,
- la minimisation du nombre de "vias" est traduite par la minimisation du nombre de changements de direction (coude dans une zone d'intersection de canaux).



L'utilisation de canaux d'interconnexion nécessite l'optimisation de critères globaux relatifs aux densités de connexions dans ces canaux :

- éviter la saturation des canaux à capacité en cours de tracé sans quoi toutes les connexions ne peuvent être tracées,
- minimiser la densité maximale de connexions dans les canaux à capacité variable afin de minimiser leurs largeurs,
- uniformiser les densités de connexions dans les canaux pour atteindre les objectifs précédents.

On rappelle que l'optimisation des critères de densité est primordiale pour le succès de l'implantation complète du circuit :

- pour les structures à canaux de capacité fixe, ces critères représentent la condition de faisabilité du tracé de toutes les connexions,
- pour les structures à canaux de capacité libre, ils réalisent l'optimisation de la surface du circuit.

L'ensemble de ces critères, généralement antagonistes (cf. 1.3), est réuni sous la forme d'une fonction de coût unique qui tient compte :

- de la longueur des canaux utilisés,
- de la densité des connexions tracées dans ces canaux.

L'expression de la fonction de coût sera présentée en 4.6.

L'évaluation des critères de densité de connexions nécessite donc des outils de mesure efficaces des densités de segments de connexions dans les canaux d'interconnexion.

#### I.4.4 Evaluation des densités de connexions

##### a) Valeurs de densité

La mesure des valeurs de densité de connexions dans un canal a pour but de qualifier son encombrement. Les valeurs réelles de densité de connexions dans les canaux d'interconnexion correspondent à la mesure, en chaque pas de grille le long du canal, du nombre de segments qui traversent une ligne de coupe perpendiculaire au canal en ce point (figure 70).

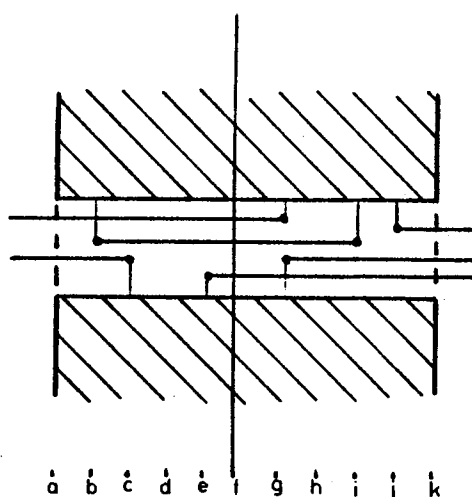


Figure 70 : Mesure des densités de connexions dans un canal

densité au point f = 3

densité maximale du canal = densité au point g = 4

On verra, au chapitre III.II.1.2 qu'une évaluation exacte des valeurs réelles de densité des connexions dans les canaux selon ce principe est préférable. Néanmoins, on utilise généralement des évaluations de densité moins précises mais plus rapides.

Il existe deux types de méthodes d'estimation de ces valeurs de densité :

- les méthodes statistiques,
- les méthodes déterministes.

#### b) Méthodes déterministes

Des lignes de coupe sont effectivement prédéfinies dans chaque zone de canal.

La densité de connexions est évaluée au cours du tracé en chaque ligne de coupe. Elle est incrémentée (ou décrétementée) à chaque fois qu'une connexion est tracée (ou supprimée).

Cette approche demande la mémorisation des valeurs de densités dans un tableau d'occupation des canaux et leur mise à jour à chaque tracé d'une connexion.

La majorité des auteurs n'utilisent qu'une mesure des densités par zone, ou une mesure à chaque extrémité des zones de canaux [GOT 82].

Une estimation globale des valeurs de densité à l'intérieur du canal est obtenue, dans certains cas par des considérations de contribution des connexions à l'encombrement suivant leur classification en différents types. La méthode des flux de Heinisch [HEI 81] généralise ce principe en distinguant :

- les connexions qui traversent le canal sans point de contact (contribution de 1 piste occupée à l'encombrement du canal),
- les connexions qui traversent le canal avec point de contact (contribution supérieure due aux contraintes de tracé),
- les connexions entrant ou sortant du canal (contribution locale),
- les connexions internes (contribution locale de position indéterminée).

Dans ce cas, la représentation des zones d'interconnexion utilisée est un découpage des canaux en sous-canaux de longueur réduite (typiquement longueur d'une cellule dans réseaux de cellules).

### c) Méthodes statistiques

Elles ont pour but de donner une estimation prédictive des densités à partir de la répartition des contacts dans chaque canal :

Heller [HEL 78] donne une estimation de la densité moyenne d'un canal à partir d'une répartition des connexions donnée par une loi de Poisson.

Les critères d'évaluation sont le nombre de connexions qui ont un point de contact dans le canal, le nombre moyen de points de contact par connexion, la longueur moyenne des segments correspondants.

De nombreux travaux vont dans ce sens, qui permettent de fixer les bornes supérieures et inférieures des densités :

- [BRO 81] a prouvé qu'un minimum de  $(2n)^{\frac{1}{2}}$  pistes était nécessaire pour implanter (n) connexions bi-terminales (limite inférieure de la densité),
- Rivest [RIV 81] rappelle que la limite supérieure est de (n) pistes.

Ces méthodes sont moins précises car n'on obtient qu'une estimation globale des valeurs de densité d'un canal. Mais surtout, on ne tient pas compte des connexions qui traversent le canal et qui n'ont aucun point de contact dans le canal (facteur correctif impossible à évaluer puisque dépendant du tracé global).

Elles sont surtout utilisées dans le tracé global de circuits sur des réseaux sans contrainte ([SYE 82]).

Les méthodes statistiques sont plus communément utilisées pour :

- estimer la largeur nécessaire des canaux lors d'une phase de placement sur une structure à canaux de capacités variables,
- valider le résultat d'un tracé global (estimation du nombre de pistes nécessaires pour implanter les segments réellement tracés ([BRO 81] et [RIV 81])).

Remarque importante :

Aucune méthode ne permet de prédire, ni de mesurer les valeurs de densité de connexion dans les zones d'intersection de canaux.

#### I.4.5 Méthodes de recherche de chemin

Les algorithmes de recherche de chemin utilisent, comme l'algorithme de Lee (cf. parag. I.3), le principe d'expansions successives dans le réseau-hôte.

La description du circuit en rectangles permet d'utiliser une grille d'expansion "macroscopique" dont chaque cellule de base est un rectangle.

Cette grille est généralement modélisée d'une façon "économique" sous la forme d'un graphe.

##### I.4.5.1 Représentation de la grille d'expansion

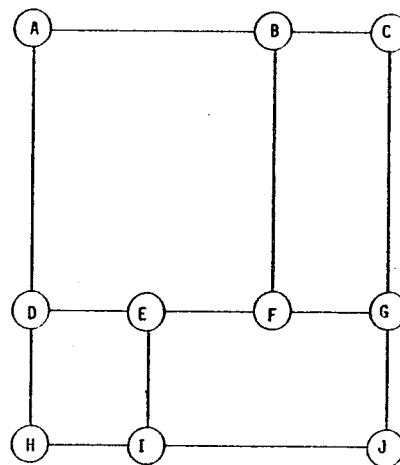
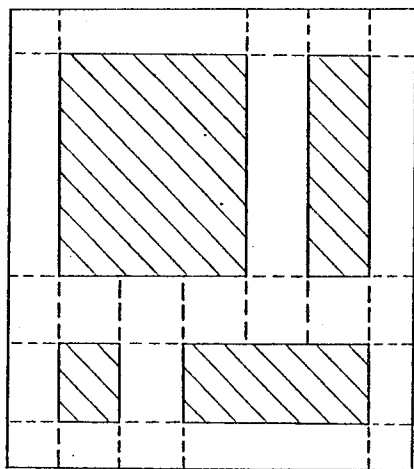
La grille d'expansion est représentée sous la forme d'un graphe pondéré [AK 72] dont les arcs représentent les zones de canaux, et dont les sommets correspondent aux zones d'intersection de canaux (et éventuellement aux "frontières" entre deux mini-canaux contigus [HIG 80]).

La pondération affectée à un arc représente la valeur du coût de traversée de la zone de canal correspondante. C'est une valeur entière et positive qui constitue la pénalisation affectée à une connexion qui traverse cette zone. Elle peut-être fixe (coût lié à la longueur du canal et à sa capacité) ou variable (coût lié à la longueur du canal et aux densités obtenues en cours de tracé) ; dans ce cas, les valeurs de pondération sont réévaluées après chaque tracé ou suppression d'une connexion. Un coût de traversée infini correspond à une zone saturée.

Ce modèle, que nous appellerons "graphe de base du circuit", est généré à partir de la description des zones d'interconnexion en rectangles ([REI77] voir figures 71a et 71b).

Il est stocké sous la forme d'une structure d'adjacence (le nombre d'arcs par sommet est au plus quatre).

Une organisation astucieuse de la structure d'adjacence permet en outre de conserver les relations topologiques entre rectangles (figure 71c).



directions sommets	haut	droite	bas	gauche
A	.	B	D	.
B	.	C	F	A
C	.	.	G	B
D	A	E	H	.
E	.	F	I	D
F	B	G	J	E
G	.	.	.	F
H	.	.	.	.
I	.	.	.	H
J	.	.	.	I

a) Description en rectangles

b) Description en graphe pondéré

c) Structure d'adjacence du graphe de base

Figure 71 : Modélisation du réseau-hôte

#### I.4.5.2 Tracé d'une connexion

##### a) Modélisation du problème

L'introduction d'une équipotentielle dans le réseau est réalisée par l'adjonction au graphe de base de sommets supplémentaires ("sommets-cibles") correspondants aux points de contacts sur les blocs .

L'introduction d'un sommet supplémentaire demande l'évaluation du poids des deux arcs ainsi créés.

La procédure de génération de ce "graphe modifié" dépend fortement des structures de description des zones d'interconnexion, de description du graphe de base et de leurs correspondances.

Le tracé global d'une connexion est un problème de recherche du chemin au coût minimum reliant les sommets "cibles" dans un graphe pondéré.

Le coût d'un chemin (E) composé d'un ensemble d'arcs  $\{Z_1, Z_2, \dots, Z_n\}$  est défini par :

$$C(E) = \sum C(Z_n)$$

où  $C(Z_n)$  est la pondération de l'arc  $Z_n$

La recherche du plus court chemin dans un graphe pondéré est résolue suivant le principe des algorithmes d'expansion dérivés de Lee (cf. 3.2) dont il constitue l'origine [MOO 57].

Les cellules de la matrice d'expansion sont constituées par les sommets du graphe modifié, la condition de passage entre deux cellules par l'existence d'un arc de coût non infini entre les deux sommets, et les valeurs d'expansion par la somme des pondérations des arcs utilisés.

#### I.4.5.3 Algorithme de tracé d'une équipotentielle bi-terminale

L'algorithme de recherche du plus court chemin entre deux sommets dans un graphe pondéré a été défini par Moore et Dijkstra [MOO 57].

La principale différence d'avec l'algorithme de Lee réside dans le fait que la valeur d'un sommet atteint par une onde d'expansion est donnée par l'addition à l'indice d'expansion d'une quantité non-unitaire (pondération de l'arc entre le sommet atteint et son prédécesseur) : le front de l'onde ne s'étend pas progressivement.

La phase d'expansion suit les étapes suivantes :

Etape 1 - Choisir le sommet-cible de départ  $D$

Etape 2 - Affecter la valeur d'expansion  $V(D) = 0$  à  $D$ , et une valeur neutre  $V(\phi)$  aux autres sommets

Etape 3 - Définir  $S_0 = D$  = ensemble des sommets-source de la prochaine étape d'expansion

Etape 4 - Pour tous les sommets  $P$  de l'ensemble  $S_0$  faire :

- Pour chaque sommet successeur  $S$  de  $P$  faire :

- Calculer le coût d'expansion  $V'(S) = V(P) +$  pondération de l'arc  $(P-S)$ .

- Si la valeur d'expansion  $V(S)$  est

- soit la valeur neutre  $V(\phi)$  (sommet  $S$  non-atteint précédemment)

- soit une valeur supérieure à  $V'(S)$  ( $S$  a été précédemment atteint par un chemin plus coûteux)

alors :

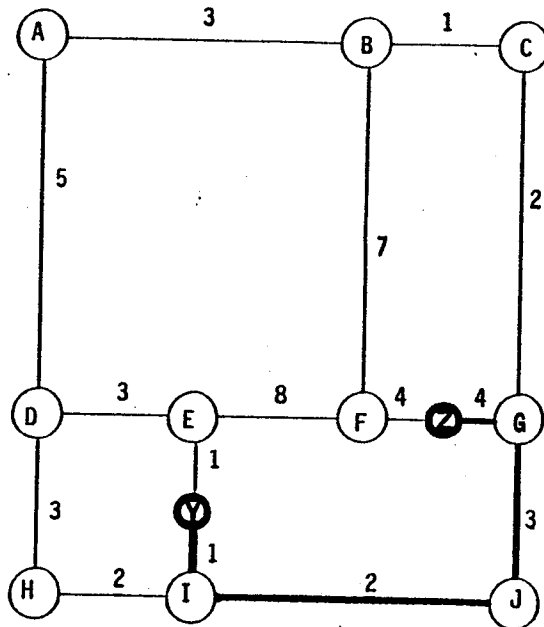
$$V(S) = V'(S)$$

Etape 5 - Définir l'ensemble  $S_0$  des sommets dont la valeur d'expansion est la plus petite valeur supérieure à l'indice d'expansion précédent  $V(P)$

Etape 6 - Reprendre à l'étape 4 jusqu'à ce que l'indice d'expansion soit égal à la valeur d'expansion du sommet - cible à relier

La figure 72 donne un exemple d'application de cet algorithme.

De même, lors de la phase de remontée de chemin, il est nécessaire de vérifier que le prédécesseur d'un sommet S du chemin est le sommet P dont la valeur  $V(P)$  est donnée par :  $V(P) = V(S) + \text{pondération } C(P-S)$ .



sommets	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	Y
1 <sup>ère</sup> exp.	0						4	4				
2 <sup>ième</sup> exp.	0	11	6			12	4	4			7	
3 <sup>ième</sup> exp.	0	7	6			12	4	4			7	
4 <sup>ième</sup> exp.	0	10	7	6		12	4	4		9	7	
5 <sup>ième</sup> exp.	0	10	7	6		12	4	4	11	9	7	10

Figure 72 : Exemple de tracé d'une connexion biterminale  
 (Le plus court chemin est donné par les arcs Y-I , I-J , J-G et G-Z)



Cet algorithme est particulièrement rapide puisque sa complexité est en  $O(E \log E)$  où  $E$  représente le nombre de sommets du graphe.

Comme pour l'algorithme de Lee, on peut utiliser les améliorations décrites au paragraphe 3.2 pour optimiser le choix du sommet de départ ou le choix entre deux chemins équivalents .

En particulier, la minimisation du nombre de vias est effectuée lors de l'étape de remontée du chemin : en cas d'équivalence de 2 sommets prédécesseurs, on choisit, de préférence, celui qui conserve la direction du chemin.

Par contre, on remarquera que le chemin de plus faible coût entre deux points n'est pas nécessairement compris dans une fenêtre englobant les contacts.

#### 1.4.5.4 Tracé d'une équipotentielle multi-terminale

Les algorithmes de tracé des équipotentielles multi-terminales sont les applications de l'algorithme d'expansion précédent à la construction d'arbre minimum ou d'arbre de Steiner. La construction de ces arbres suit les heuristiques de PRIM et de HANAN présentées au paragraphe 3.3.

Le tracé global se prête particulièrement à la construction d'un arbre de Steiner puisque le nombre de sommets qui peuvent être des points de Steiner est relativement faible : ce sont les sommets correspondant aux zones d'intersection.

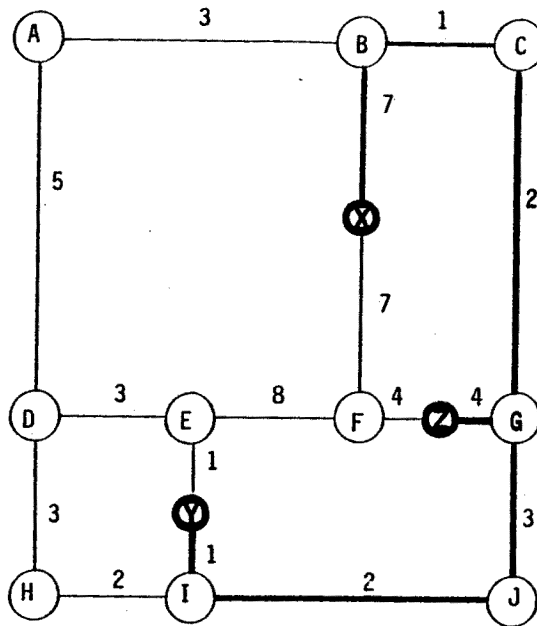
Pour la même raison, les algorithmes d'améliorations d'un arbre de Steiner ne représentent pas un temps de calcul prohibitif.

De plus, on peut diminuer le nombre d'expansions en regroupant plusieurs points de contacts d'une même équipotentielle, situés dans un même canal sous la forme d'un seul sommet-cible [LAP 80] ; ce sommet représente alors un segment entre les points de contact extrêmes.

La procédure de regroupement des contacts est détaillée dans l'étude de cas de la partie B.

Remarque : le regroupement est toujours interdit entre 2 contacts séparés par un point de saturation.

La figure 73 donne un exemple de tracé d'une connexion multiterminale.



Le premier groupe d'expansions a donné le chemin de la figure 5 entre Z et Y.

sommets	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	X	Y
1 <sup>ère</sup> exp.	0			2		1	4	0	2	0	0		0
2 <sup>ième</sup> exp.	0			2	4	1	4	0	2	0	0		0
3 <sup>ième</sup> exp.	0		3	2		1	4	0	2	0	0		0
4 <sup>ième</sup> exp.	0	6	3	2	4	1	4	0	2	0	0	10	0
5 <sup>ième</sup> exp.	0	6	3	2	4	1	4	0	2	0	0	10	0
6 <sup>ième</sup> exp.	0	6	3	2	4	1	4	0	2	0	0	10	0

Le deuxième groupe donne le chemin qui passe par les sommets G-C-B-X

Figure 73 : Exemple de tracé d'une connexion multiterminale

#### I.4.6 Coût de traversée d'une zone

A chaque zone de canal (z) est associée une pondération C(z). Elle représente la pénalisation infligée à une connexion qui utilise cette zone.

La pondération C(z) est exprimée sous la forme d'une fonction de coût dont les composantes sont :

- la longueur de la zone,
- la densité de connexions déjà tracées dans cette zone.

La fonction de coût de traversée d'une zone (z) représente le fait que :

- plus la zone (z) est longue, plus son coût de traversée est élevé,
- plus la zone (z) est encombrée, plus son coût de traversée est élevé.

##### a) Composante de longueur :

La composante de longueur représentée par la valeur de la longueur de la zone en pas de grille.

En fait, ce critère n'est généralement pas évalué explicitement : il est donné implicitement par la valeur de la fonction C(z) lorsque la zone z est vide. La composante de longueur dans le coût total d'un chemin dépend alors du nombre de zones du chemin.

##### b) Composante de densité

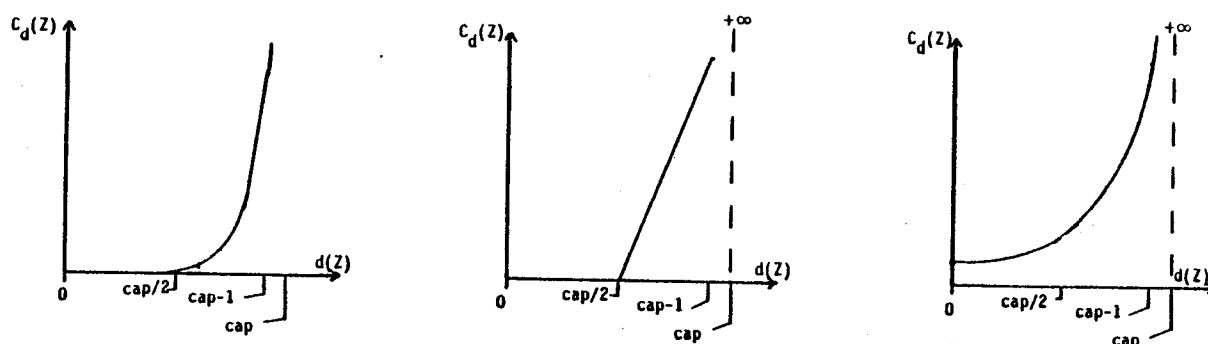
La fonction de coût C(z) est une fonction croissante de la valeur de densité (d) de la zone.

Fisher [FIS 78] utilise une fonction de type exponentielle :

$$C(z) = 3^{\text{densité}(z)} \quad (\text{figure 74a}).$$

Lorsque la capacité des canaux est fixée, l'expression de la fonction de coût est plus complexe :

- la capacité du canal (cap) représente une valeur critique de densité : le coût de la traversée d'une zone saturée doit être infinie.
- l'importance de la pénalisation due à la densité de connexion dans la zone par rapport à la pénalisation due à la longueur de la zone est négligeable lorsque la zone est peu encombrée, mais devient prédominante lorsque la densité maximale de la zone s'approche de la valeur (cap).



a) fonction exponentielle b) fonction en escalier c) fonction asymptotique

Figure 74 : Exemples de fonction de coût

On utilise, en général, une des deux formes suivantes :

- soit une fonction en escalier :

La figure 74b représente la fonction proposée par SOUKUP [SOU 81] : la pénalisation due à la densité est nulle si la densité de connexion est inférieure à un seuil prédéterminé (ici, le seuil représente la moitié de la capacité").

Elle croit proportionnellement à la densité maximum de la zone pour des valeurs supérieures.

- soit une fonction asymptotique :

La figure 74c représente la fonction :

$$C(z) = \alpha * \left( \frac{1}{\text{cap}(z) - \text{densite}(z)} \right)^p \quad ; \alpha \text{ et } p \text{ constantes}$$

définie dans [MAT 82].

La pénalisation est inversement proportionnelle au nombre de pistes libres de la zone (z).

L'utilisation de la capacité (cap) de la zone comme valeur critique de densité permet de traduire l'objectif de non-saturation des canaux de capacité fixe.

Ce principe est également utilisé pour le tracé global dans les canaux à capacité variable :

on définit préalablement une capacité fictive ( $cap^*$ ) de chaque zone ; ces valeurs sont diminuées progressivement au cours de l'amélioration itérative du tracé (& 4.7.3) de façon à atteindre l'objectif de minimisation de la surface du réseau.

L'expression de la fonction de coût est généralement déterminée expérimentalement.

Nous proposons dans le paragraphe II une approche plus complète et plus déterministe de la détermination d'une fonction de coût "optimale".

#### I.4.7. Stratégie générale du tracé global

##### I.4.7.1 Algorithme d'une phase de tracé global

Les équipotentielles sont tracées séquentiellement.

Le tracé global de toutes les connexions suit les étapes suivantes :

- génération de la description des zones d'interconnexion sous la forme d'un ensemble de rectangles,
- génération de la liste des connexions à tracer. Chaque connexion est représentée sous la forme d'un ensemble de contacts situés dans les zones précédemment décrites,
- génération du graphe de base et initialisation des pondérations,
- pour chaque connexion faire :
  - générer le graphe modifié associé à la connexion,
  - rechercher le chemin au plus faible coût et le mémoriser sous forme de segments,
  - mettre à jour les mesures de densité dans les zones utilisées et re-évaluer les pondérations du graphe de base.

L'image globale des densités de connexions dans le circuit se construit au fur et à mesure du traitement des connexions.

En conséquence, l'optimisation des critères de tracé d'une connexion dépend de la répartition des connexions déjà tracées.

Le résultat final dépend donc, non seulement de l'optimisation de chaque tracé (c'est à dire de l'expression de la fonction de coût) mais aussi de l'ordre de traitement des connexions.

Si une phase de tracé ne permet pas d'implanter toutes les connexions, ou s'il existe un déséquilibre entre l'optimisation des différents critères de tracé lors du résultat final, celui-ci peut être amélioré :

- soit en modifiant l'ordre de traitement des connexions,
- soit en retraçant toutes ou certaines connexions.

#### I.4.7.2 Ordonnancement du traitement des connexions

Le résultat d'une phase de tracé global n'est pas indépendant de l'ordre de traitement des connexions :

les connexions tracées en premier utiliseront le plus court chemin géométrique puisque le coût réduit dû aux densités de connexion sera négligeable par rapport au coût réduit dû à la longueur des zones utilisées ; par contre, les connexions tracées en dernier seront plus sujettes à des détours pour éviter les zones saturées.

Remarque : Néanmoins, cette dépendance est moins importante que pour une méthode de tracé discret puisque le risque de saturation est minimisé par l'uniformisation des densités de connexions au cours du tracé.

Un premier principe consiste à tracer d'abord les équipotentielles pour lesquelles l'optimisation de la longueur est primordiale ("équipotentielles critiques").

L'ordonnancement des autres connexions peut être réalisé :

- soit par un pré-traitement de la liste des connexions,
- soit au cours du tracé au vu des résultats obtenus.

a) Pré-ordonnement des connexions

Les critères d'ordonnement traditionnellement employés sont fondés sur des propriétés intrinsèques des connexions :

- ordonnancement suivant le nombre de canaux utilisés : priorité aux connexions situées entièrement dans un seul canal,
- ordonnancement suivant la longueur estimée des connexions : les connexions "courtes" sont tracées au plus court chemin, les connexions longues peuvent choisir le meilleur chemin parmi plusieurs possibles,
- ordonnancement suivant le nombre de contacts de la connexion : les connexions qui ont beaucoup de contacts peuvent choisir un chemin parmi plusieurs; elles sont traitées en dernier.

Ces critères sont évalués lors de la phase de placement.

L'expérience montre, qu'en fait, il est difficile de trouver, à priori, un ordre de traitement efficace car le résultat dépend fortement de la répartition globale des connexions.

Les travaux récents prennent en compte, de préférence, des critères liés à la répartition estimée des densités : la liste des équipotentielles est ordonnée de façon à ce que celles qui emprunteront les zones les plus saturées "à priori" soient traitées en premier.

L'évaluation de ce critère est effectuée suivant les méthodes d'évaluation de densités lors du placement :

- Acker [AK72] dénombre le nombre de points de contact situés à l'intérieur du rectangle englobant chaque connexion,
- Soukup [SOU 81] suggère d'utiliser la valeur moyenne des densités obtenues sur les lignes de coupe du placement.

En tout état de cause, un placement obtenu à partir de critères d'uniformisation des densités relativisera l'importance d'un ordonnancement des connexions.

## b) Ordonnancement dynamique des connexions

Puisque l'ordre optimal de traitement des connexions dépend de la répartition des connexions sur le circuit ; une autre solution consiste à utiliser une première phase de tracé global de façon à obtenir une image "fine" des densités de connexions dans les canaux et de la longueur réelle de leur chemin.

Les critères d'ordonnancement sont alors évalués à partir des résultats de cette phase initiale, et le tracé effectif est obtenu par une deuxième phase de tracé global de toutes les connexions.

Ces critères sont constitués par :

- la longueur du détour [TAN 81] : c'est la différence de longueur entre le chemin le plus court géométriquement et le chemin obtenu,
- le nombre de canaux effectivement utilisés par la connexion [HSU 82],
- la valeur moyenne des densités des canaux utilisés par chaque connexion [SOU 81].

En fait, le processus est répété plusieurs fois jusqu'à ce que le résultat soit optimum, ou du moins acceptable.

Le tracé global des connexions est alors décomposé en une phase constructive et plusieurs phases d'améliorations itératives successives.

Toutes les phases de tracé global sont réalisées selon la même stratégie ; seul l'ordonnancement des connexions est modifié.

### I.4.7.3 Améliorations itératives du tracé par re-tracé

Dans cette approche, une première phase de tracé global est utilisée pour donner une première image des densités de connexion dans les canaux qui met en évidence les points de saturation du réseau.

L'amélioration itérative du résultat consiste à retracer certaines ou toutes les connexions de façon à supprimer les points de saturation et uniformiser les densités de connexion sur tout le réseau. On utilise, en général, plusieurs phases successives d'améliorations itératives.



Dans une phase d'améliorations itératives, chaque connexion qui doit être retracée est traitée de la façon suivante :

- son chemin précédent est annulé, et les coûts de traversée des canaux précédemment utilisés sont remis à jour,
- un nouveau chemin au coût minimum est obtenu par l'algorithme classique.

Différentes stratégies d'améliorations itératives ont été développées sur ce principe :

- re-traçage de toutes les équipotentiels sans modification de la fonction de coût [MEI 81],
- re-traçage des équipotentiels qui empruntent les zones saturées sans modification de la fonction de coût [PRE 78],
- re-traçage de toutes les équipotentiels avec une augmentation progressive des pénalisations dues aux critères de densité à chaque phase d'améliorations itératives [SOU 81] :

En pratique, la valeur du seuil critique de densité de la fonction de coût est surestimée lors de la première phase constructive ; puis réduite progressivement jusqu'à atteindre la valeur effectivement désirée.

Cette dernière approche permet de partir d'une solution initiale pour laquelle la longueur des connexions est minimisée ; et de ne détourner progressivement qu'un nombre minimal de connexions de façon à satisfaire les critères globaux de densités.

Elle est particulièrement intéressante pour le tracé global des réseaux structurés :

- pour les structures à canaux de capacité fixe :  
l'amélioration du tracé est poursuivie jusqu'à ce que la valeur (cap) de la fonction de coût soit inférieure à la capacité réelle des canaux : il est ainsi possible d'obtenir une "marge de sécurité" maximale (nombre de pistes entièrement libres) qui minimise les risques d'échec du tracé final.

- pour les structures à canaux de capacité variable :  
La minimisation de la surface du circuit est obtenue progressivement en augmentant, à chaque phase d'amélioration, la pénalisation des zones dont la largeur est la plus importante ; c.a.d. des zones de canaux les plus denses.

Cette stratégie introduit le principe du contrôle de l'amélioration itérative du tracé par la modification dynamique de la fonction de coût.

D'une manière générale, ce principe permet d'envisager une adaptation automatique de la fonction de coût aux caractéristiques du circuit en cours d'implantation telle que la modification dynamique du compromis entre les différents critères de tracé (en particulier, le compromis longueur/densité des connexions).

Cet aspect sera développé plus amplement au paragraphe III.II.

#### I.4.8 Conclusion

La phase de tracé global des connexions permet d'optimiser, préalablement au tracé fin des connexions, les critères principaux du tracé tels que la minimisation des longueurs de connexions et l'élimination des zones de saturation.

De plus, cette phase doit préparer le travail de la phase suivante de façon à garantir son succès. Ces objectifs imposent des contraintes de tracé supplémentaires sous la forme de critères de minimisation et d'uniformisation des densités de connexions dans les canaux.

Les performances d'une méthode de tracé globale dépendent essentiellement

- du choix d'une "bonne" fonction de coût ,
- du choix d'une "bonne" stratégie globale de tracé

afin d'atteindre simultanément les objectifs de minimisation des longueurs de connexions et d'optimisation des critères de densité.

## I.5 Tracé des connexions dans les canaux

L'implantation fine des connexions est réalisée en assignant, dans chaque canal, l'ensemble des segments de connexions qui empruntent ce canal à une piste de la grille d'implantation.

### I.5.1 Modélisation du problème

Les ressources d'interconnexion du réseau-hôte sont découpées en un ensemble de canaux bifaces et de zones d'intersection de canaux (figure 75a):

- Un canal biface est une zone d'interconnexion rectangulaire, sans obstacles internes, qui dispose, en général, de deux niveaux d'interconnexion. Les points de contact à interconnecter sont répartis sur deux faces parallèles du canal.
- Les zones d'intersection ("switch-box") sont les aires rectangulaires délimitées par l'intersection de 2 canaux ; elles ne possèdent pas de points de contact sur leurs périphéries.

Dans chaque canal biface, les connexions sont modélisées sous la forme de troncs parallèles aux faces de contact du canal et de branches perpendiculaires qui relient ces troncs aux contacts (figure 75b).

Afin d'éviter les impossibilités de croisement, tous les troncs sont affectés à une couche d'interconnexion et les branches à l'autre couche ; ces hypothèses sont remises en cause après le tracé final afin d'éliminer les "vias" inutiles entre les deux couches.

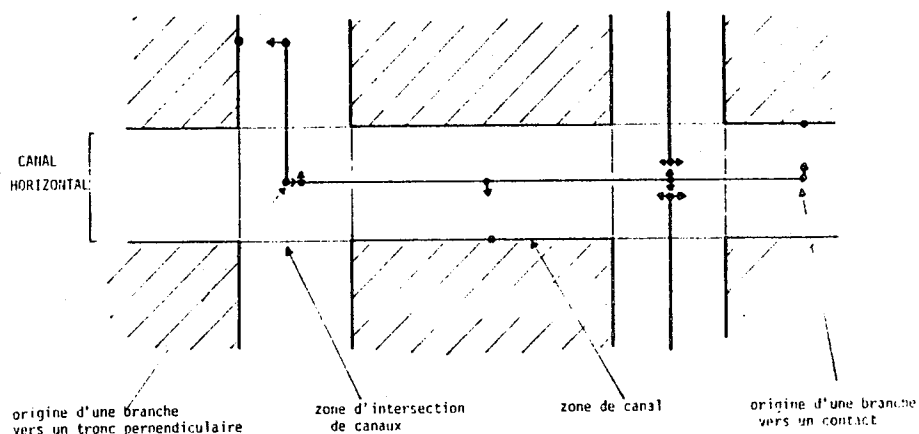


Figure 75 : Modélisation du réseau-hôte et des connexions

Le problème du tracé consiste à assigner les segments de connexions à une piste en évitant les recouvrements entre troncs et entre branches.

De plus, les critères de tracé sont optimisés globalement, dans chaque canal biface, en considérant :

- le nombre de pistes utilisées :
  - minimisation de ce nombre pour les canaux à capacité libre,
  - faisabilité du tracé dans le nombre de pistes disponibles dans les canaux à capacité fixée,
  - la minimisation de la longueur des branches afin de minimiser les longueurs de connexions
  - la minimisation des nombres de "vias",
  - éventuellement la minimisation du nombre de croisements de connexions ; on remarquera que ce critère est implicitement optimisé par la minimisation de longueur des branches.

Ces objectifs constituent le but des algorithmes de "traceurs de canaux". Ils sont réunis sous la forme d'une fonction-coût dont la composante principale est le critère de densité.

La prédominance entre le critère de longueur des branches et le critère de nombre de "vias" dépend principalement de la technologie utilisée.

### 1.5.2 Algorithmes des "traceurs de canaux"

Les traceurs de canaux réalisent le tracé des connexions dans chaque canal biface ; les canaux sont traités séquentiellement.

#### a) Le "channel router"

Le "channel router" défini par Hashimoto et Stevens [HAS 71] constitue l'algorithme de base des traceurs de canaux.

Les pistes du canal sont traitées séquentiellement ; chaque piste est utilisée au maximum en implantant successivement les troncs non-placés de façon à ce que leurs extrémités soient disjointes.

La figure 76a donne un exemple de tracé obtenu par cet algorithme.

Cet algorithme permet d'implanter tous les troncs sans recouvrement, en utilisant un nombre de pistes proche de l'optimum ; de plus, le traitement, qui porte uniquement sur les troncs définis par leurs extrémités, est très rapide.

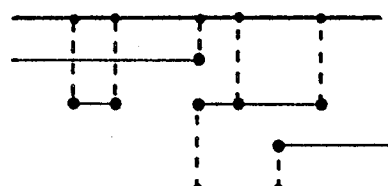
Le résultat dépend de la séquence de traitement des pistes : ordre et sens de traitement des pistes.

L'optimisation des critères de tracé est obtenue en choisissant la "meilleure" séquence parmi plusieurs effectuées systématiquement ; c'est à dire la séquence dont la fonction coût est optimum.

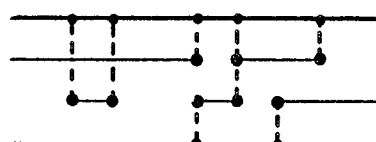
Les traceurs de canaux bifaces utilisent ce principe, en tenant compte en plus, des contraintes de position relative entre les troncs qui sont introduites par l'objectif de non-recouvrement des branches.

Ces contraintes sont résolues en fragmentant les troncs de connexion en plusieurs sous-troncs.

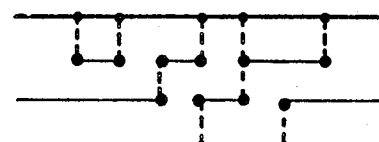
De plus, l'implantation des sous-troncs permet de mieux optimiser les critères de tracé grâce à l'utilisation des "vides" laissés dans les pistes.



a) Channel router  
nombre de pistes utilisées = 3  
longueur des branches = 13



b) Dogleg Channel router  
nombre de pistes utilisées = 2  
longueur des branches = 11



c) Greedy Channel router  
nombre de pistes utilisées = 2  
longueur des branches = 10

Figure 76 : Exemples de tracé dans un canal biface

La stratégie de division des troncs de connexion en sous-troncs différencie les deux grandes classes de "traceurs de canaux bi-faces" employées :

- les "dogleg channel routers",
- les "greedy channel routers".

#### b) Le "Dogleg channel router"

Cette classe d'algorithmes, a été introduite par l'algorithme de Deutsch [DEU 76].

- les troncs sont systématiquement divisés en sous-troncs suivant des critères prédéterminés (division à chaque via, etc.),
- le non-recouvrement des branches est pris en compte dans la construction d'un graphe des contraintes de position relative entre les sous-troncs,
- l'implantation des sous-troncs est alors réalisée classiquement suivant un algorithme "channel router" classique sous réserve que les contraintes de position soient respectées.

La figure 76b représente un exemple de tracé obtenu par cet algorithme.

#### c) Le "Greedy channel router"

Le principe du "greedy channel router" défini par Rivest et Fiduccia [RIV 82] permet d'effectuer les divisions en sous-troncs d'une manière adaptative.

L'implantation du canal biface est traitée colonne par colonne sur l'ensemble des pistes du canal ; à chaque pas, le graphe des contraintes des troncs en cours d'implantation est généré en fonction de la position ultérieure de leurs branches, et la position relative entre ces troncs est alors éventuellement modifiée par une ou plusieurs divisions en sous-troncs à ce pas.

La figure 76c donne un exemple de tracé obtenu par cet algorithme.

On remarquera que cette stratégie permet de mieux optimiser les critères de tracé, puisqu'il est possible de décider de la nécessité d'une division en sous-troncs (par exemple, pour rompre un cycle) et de choisir sa position (de préférence dans une région peu dense : la densité maximale du canal n'est pas augmentée).

### I.5.3 Implantation multi-canal

Un réseau structuré est généralement composé de canaux verticaux et horizontaux qui se croisent dans des zones d'intersection de canaux.

Le tracé fin des connexions sur tout le réseau dépend de la stratégie de tracé des canaux bifaces et des zones d'intersection de canaux.

Il existe deux approches différentes de ce problème.

#### 1ère stratégie :

Les canaux bifaces sont traités séquentiellement. La position des connexions venant de l'extérieur des canaux est introduite sous la forme de contacts fixes sur les 4 faces des zones d'intersection de canaux. Ces zones sont alors traitées par des algorithmes de tracé spécifiques ([LUK84],[HSU 82]).

#### 2ème stratégie :

Les zones d'intersection de canaux sont décomposées en un canal biface horizontal et un canal biface vertical.

L'ensemble des canaux verticaux et l'ensemble des canaux horizontaux de la structure est alors traités séquentiellement comme des canaux bifaces. Les connexions qui font un coude sont alors raccordées par un algorithme classique de "traceur de chemin "[WIE 82].

Une troisième stratégie a été développée par Dupenloup [DUP 84] pour le système IACA (partie B) : les zones d'intersection de canaux sont traitées alternativement comme canaux bifaces verticaux et canaux bifaces horizontaux.

Tous les canaux verticaux (ou horizontaux) sont d'abord traités ; ce premier passage permet de fixer la position de l'extrémité des connexions qui traversent les zones d'intersection comme des points fixes sur les bords des zones perpendiculaires à la direction du canal traité.

Le tracé des canaux de direction perpendiculaire réalise automatiquement l'interconnexion de ces points comme s'ils constituaient des contacts fixes sur les bords du canal traité.

Dans ces 3 stratégies, chaque canal est traité indépendamment par un "traceurs de chemin" ; la position initiale des connexions qui viennent de l'extérieur du canal traité est donc fixée indépendamment de leurs contraintes de position dans les canaux non-traités.

Cette indétermination donne les limitations des "traceurs de canaux":

- une moins bonne optimisation des critères de tracé,
- et surtout, la possibilité de ne pas pouvoir raccorder les connexions dans les zones d'intersection de canaux.

Ce dernier effet, connu sous le nom de "switch-box problem", constitue le cas d'échec majeur de la phase de tracé fin des connexions.

#### I.5.4 Conclusion

Les "traceurs de canaux" permettent de réaliser rapidement et efficacement le tracé final des connexions dans les structures à canaux d'interconnexion.

Mais, ils ne peuvent implanter toutes les connexions d'un canal que si, généralement, la capacité de ce canal est supérieure de 1 ou plusieurs pistes à la densité des connexions estimées lors du tracé global.

Malheureusement, la valeur et la position de ce dépassement ne peuvent être connues avant la réalisation effective du tracé fin.

Le risque d'échec, provoqué par cette indétermination, ne peut être minimisé que par une optimisation prédictive, lors du tracé global, de la répartition des densités de connexions dans les canaux.

Cette contrainte fixe des objectifs primordiaux à la phase de tracé global :

- uniformisation des densités de connexion,
- obtention d'une marge de sécurité maximale en nombre de pistes libres dans les canaux à capacité fixée.

Ce dernier point sera développé au cours du paragraphe suivant.



### III.II OPTIMISATION DU TRACE GLOBAL DES CONNEXIONS SUR RESEAUX DE CELLULES PREDIFFUSES

#### INTRODUCTION

##### a) Nécessité d'une stratégie globale de tracé :

Les ressources d'interconnexion des réseaux de cellules prédéfinies sont composées par des canaux d'interconnexion de capacité fixe et des passages au-dessus ou entre les cellules.

Cette structuration favorise l'utilisation d'une stratégie de tracé en 2 étapes :

- le tracé global des connexions dans les canaux et les passages prédéterminés,
- le tracé fin des connexions dans les canaux.

De plus, l'utilisation de canaux d'interconnexion à capacité fixe rend problématique, en pratique impossible, l'implantation automatique de toutes les connexions par une stratégie discrète de tracé (cf paragraphe I.3) ; en effet, il est nécessaire de prendre en compte les densités de connexions sur l'ensemble du réseau-hôte afin d'éviter la saturation des canaux en cours de tracé.

##### b) Importance du tracé global :

Dans cette optique, la phase de tracé global a une importance particulièrement cruciale :

\* d'une part, l'optimisation des critères intrinsèques du tracé doit être réalisée en grande partie au cours de cette phase. En effet, l'optimisation du fonctionnement électrique du circuit est due principalement :

- à la minimisation des longueurs des troncs de connexion dans les canaux,
- à la minimisation du nombre de passages utilisés par chaque connexion,
- à la minimisation du nombre de vias introduits par les changements de direction de la connexion.

\* d'autre part, le succès du tracé final dépend principalement de la minimisation et de l'uniformisation préalables des densités de connexions dans les canaux lors du tracé global .

En particulier, pour les réseaux prédiffusés il est indispensable d'obtenir des densités de connexions strictement inférieures aux capacités des canaux utilisés.

En effet, les algorithmes de "traceurs de canaux" ne peuvent garantir d'implanter un segment par piste ; c'est-à-dire que les valeurs de densités obtenues lors du tracé global ne constituent que la limite inférieure du nombre de pistes effectivement nécessaires à leur implantation.

De plus, on ne peut pas prédire la localisation et la valeur de ces dépassements avant la réalisation effective du tracé final ; enfin, on rappelle que l'échec du tracé d'un canal remet en cause la totalité du tracé final.

Ces considérations ont été justifiées au paragraphe I.5.

Nous prendrons en compte ces contraintes en définissant les objectifs primordiaux suivants :

- maximiser le nombre de pistes libres dans chaque canal.
- uniformiser cette valeur sur l'ensemble du réseau-hôte.

Nous approfondirons au cours de ce paragraphe l'optimisation du tracé global sur réseaux de cellules prédiffusés en étudiant :

- l'évaluation fidèle des densités de connexions dans les canaux et leurs prises en compte dans l'algorithme de tracé,
- la prise en compte de tous les critères réels de tracé dans l'expression de la fonction de coût,
- l'optimisation de ces critères, généralement antagonistes, dans le cadre d'une stratégie d'améliorations itératives du tracé.

## II.1 Optimisation de l'algorithme de tracé global

### II.1.1 Modélisation des connexions :

Le tracé global doit déterminer les canaux d'interconnexion et les passages utilisés par chaque connexion (figure 77).

A la fin de cette phase, les connexions sont décrites sous la forme de segments qui empruntent l'axe central des canaux d'interconnexion, et de points de contacts, disposés sur les bords des canaux, qui doivent être reliés aux segments.

Les points de contact d'un segment peuvent représenter, soit un point de contact effectif sur une cellule, soit l'extrémité d'un passage utilisé par la connexion.

Le "coude" d'une connexion dans une zone d'intersection de canaux, est représenté par un point de contact "flottant" situé sur le bord de la zone d'intersection : la position de ce point est fixée temporairement à l'axe central du canal.

Les conventions d'assignation des segments aux niveaux d'interconnexion (cf I.4.1) sont conservées : tous les segments dont la direction correspond à la direction des passages sont assignés au 2ème niveau, les segments de direction perpendiculaire sont assignés au 1er niveau.

Les segments de connexions dans les passages sont mémorisés définitivement en fin de tracé global.

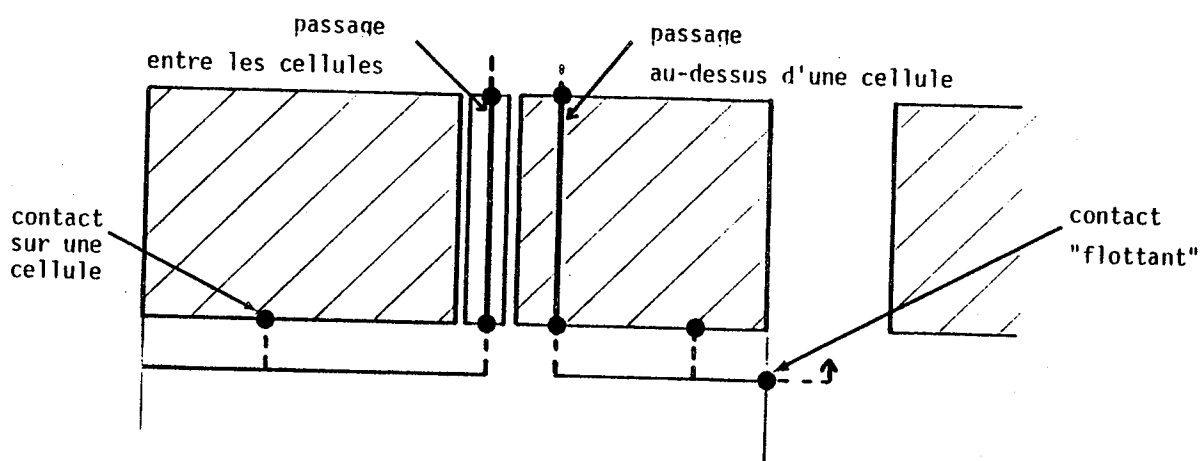


Figure 77 : Modélisation d'une connexion

Le tracé complet et définitif des connexions est donc entièrement résolu par la phase ultérieure de tracé des connexions dans les canaux :

- la liaison entre les troncs de connexion et les points de contact de position fixée est réalisée par un algorithme "traceur de canaux"(cf.I.5.2),
- le raccordement des connexions dans les zones d'intersection (raccordement des points "flottants") est réalisé automatiquement en utilisant la stratégie de tracé multi-canal de Dupenloup (cf.parag. I.5.3).

## II.1.2 Modélisation du réseau-hôte :

On utilise deux modélisations du réseau-hôte :

- une modélisation fine des canaux d'interconnexion nécessaire à une évaluation fidèle des critères de coût (longueur et encombrement de la zone),
- une modélisation "macroscopique" du réseau-hôte qui est utilisée par l'algorithme de tracé.

### II.1.2.1 Modélisation fine des canaux d'interconnexion :

#### a) Description d'une zone de canal :

La structure topologique prédéterminée du réseau-hôte permet un découpage évident des canaux d'interconnexion en zones de canaux bifaces et zones d'intersection de canaux.

Chaque zone de canal (z) est entièrement décrite par :

- ses coordonnées réelles,
- sa longueur : long (z),
- sa capacité : cap (z),
- un tableau d'occupation de la zone : pic (z,c1) dans lequel sont mémorisées les valeurs de densité de connexions à chaque ligne de coupe c1 de la zone.

Les points de contact sur les cellules et les passages sont définis par leur coordonnée relative dans la zone ; au cours du tracé, chaque connexion est décrite par les coordonnées relatives de ses extrémités et de ses points de contact ; les coordonnées réelles sont évaluées en fin de tracé global.

#### b) Mesure des densités :

Afin d'obtenir une évaluation fine des densités de connexion, on utilise un nombre important de lignes de coupe dans chaque zone de canal.

La précision maximale est obtenue en définissant une ligne de coupe par pas de grille au long de la zone ; le petit nombre de canaux d'un réseau prédiffusé permet, en général, de retenir cette hypothèse sans que la place mémoire utilisée par les tableaux d'occupation ne soit prohibitive .

Le nombre NB maximum de lignes de coupe d'un réseau composé de :

- (canv) canaux verticaux de largeur (largv) et de longueur (longv)
- (canh) canaux horizontaux de largeur (largh) et de longueur (longh)

est donné par :

$$NB = canh * (longh - canv * largv) + canv * (long - canh * largh).$$

Exemples : pour un réseau de cellules ACE 600 qui comporte 4 canaux horizontaux et 3 verticaux, le nombre maximal de ligne de coupes est 828.

Pour un réseau CMOS de 1 200 portes qui comporte 17 canaux horizontaux, on utilisera 7 650 valeurs de densité.

L'expérience montre qu'une précision inférieure risque de ne pas déceler une saturation locale des zones (expérimentation sur réseau CMOS pour 1 ligne de coupe tous les 6 pas de grille).

c) Mise à jour des densités :

Après chaque tracé d'une connexion, les valeurs de densité des zones utilisées sont incrémentées suivant la procédure suivante :

- pour chaque segment de la connexion, défini par ses coordonnées relatives (pmin) et (pmax) dans la zone (z) faire
- incrémenter la valeur de pic [z,cl] pour cl = pmin à pmax

La figure 78 représente une connexion de coordonnées : pmin = 0, pmax = 4.

Par une procédure similaire, les valeurs de densité sont décrémentées si la connexion est supprimée au cours de l'amélioration itérative du tracé.

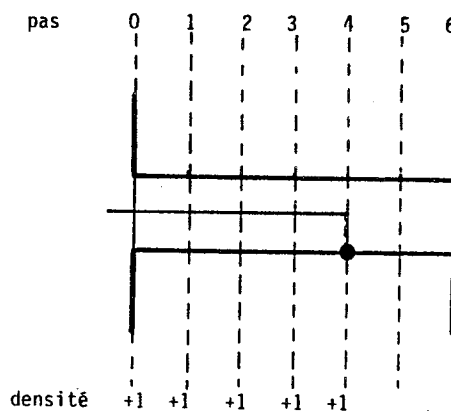


Figure 78 : Lignes de coupe d'une zone de canal

### II.1.2.2 Modélisation macroscopique du réseau :

La structure générale du réseau est représentée directement sous la forme d'un graphe pondéré : "le graphe de base du réseau" (cf I.4.5).

Les sommets du graphe correspondent aux zones d'intersection de canaux, les arcs correspondent aux zones de canaux.

Le "graphe de base" d'un réseau prédéfini est une donnée du programme.

Il est mémorisé sous la forme d'une structure d'adjacence.

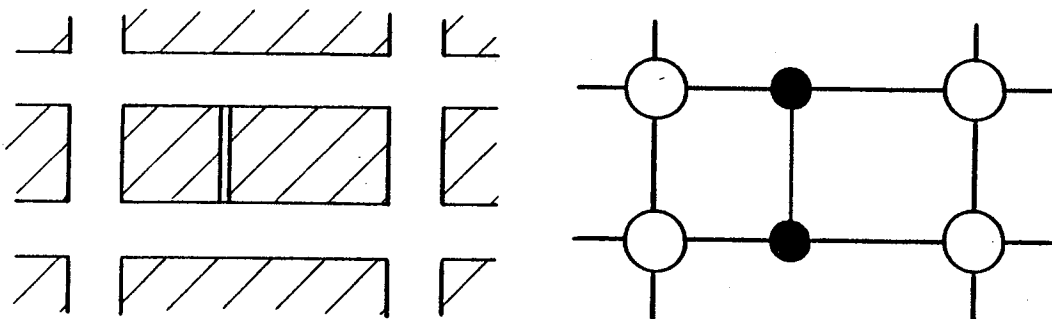
A chaque arc du graphe est associé le modèle fin de la zone de canal correspondante, ainsi que la valeur du coût de traversée de la zone.

On peut également ajouter différents paramètres qui seront utilisés pour affiner l'évaluation du coût de traversée de la zone : les paramètres et l'expression du coût seront présentés en 2.2

#### Introduction des passages :

Les passages sont introduits dans le graphe de base, en fin de placement, selon le principe suivant :

- chaque passage est défini par sa coordonnée relative dans les deux zones de canal parallèle qu'il relie,
- un passage est représenté par un sommet dans chacune des deux zones et par un arc entre ces sommets (figure 79).



**Figure 79 : Introduction d'un passage dans le graphe de base**

### II.1.3 Optimisation du tracé d'une connexion multi-terminale :

Les algorithmes de tracé d'une connexion multi-terminales ont été décrits au paragraphe I.3.3, leurs applications au tracé global sont critiquées au paragraphe I.4.5.4.

Dans le but d'optimiser le tracé d'une connexion multi-terminales, on peut faire les remarques suivantes :

- a) Le tracé d'une connexion en arbre de Steiner est beaucoup plus optimal que son tracé en arbre minimum

En effet, :

- d'une part, ce fait est garanti par l'algorithme de tracé de Hanan [HAN 66] : un arbre de Steiner est au moins aussi "court" que l'arbre minimum,
- d'autre part, le tracé en arbre minimum par l'algorithme de PRIM [PRI 57] ne favorise pas la détermination d'un nombre de troncs minimum (puisque la connexion est décomposée en sous-connexions biterminales distinctes),
- enfin, les transformations, à postériori, d'un arbre minimum en arbre de Steiner selon les algorithmes définis par SYED [SYE 82], ne sont que locales et représentent de plus, des temps de calcul probablement non négligeables.

Nous utiliserons donc un algorithme de tracé d'arbre de Steiner dérivé de l'algorithme de HANAN qui permet d'obtenir une meilleure optimisation globale du tracé d'une connexion multi-terminale.

- b) Le petit nombre de sommets utilisés par une méthode de tracé global permet d'utiliser des traitements supplémentaires afin d'optimiser le tracé d'une connexion

Dans ce but, nous proposons une procédure de pré-traitement dont la complexité est inférieure aux algorithmes existants d'amélioration d'un arbre de Steiner.

Rappelons (voir paragraphe I.3.3b) que l'algorithme de Fischer [FIS 78] nécessite  $E^* (E+1)/2$  phases d'expansion/remontée de chemin ( $E$  = nombre de contacts) et que l'algorithme de Acker [AK 72] nécessite  $E-1$  phases d'expansion/remontée de chemin.

Notre procédure utilise E phases d'expansion, c'est-à-dire un temps de calcul théoriquement inférieur de 50 % à l'algorithme de ACKER (expérimentalement, on remarque que le temps de calcul d'une phase d'expansion est équivalent au temps de calcul de la phase de remontée de chemin) ; mais elle est en fait, beaucoup plus rapide car elle ne nécessite pas de modifications à posteriori des segments tracés.

Remarquons que ce pré-traitement représente un surcoût de 50 % du temps de calcul de l'algorithme classique de tracé (en E-1 phases d'expansion/remontée de chemin).

### Principe de l'optimisation du tracé :

Soit E l'ensemble des contacts d'une connexion, on assigne à chaque sommet du graphe un "poids global" correspondant au coût de tracé d'une connexion entre ce sommet et chacun des E sommets-cibles.

La valeur du poids global est utilisée au cours de l'algorithme de tracé classique de la façon suivante :

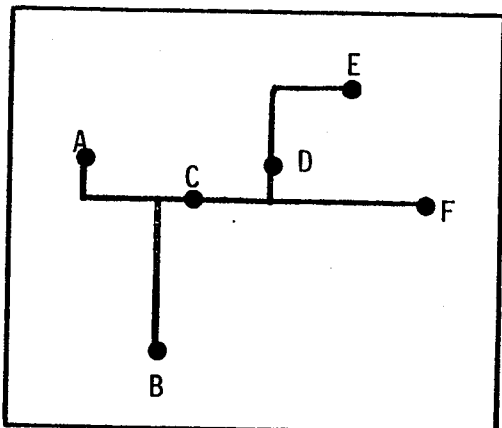
- le sommet de départ optimum est celui qui possède le coût global minimum : il occupe une position "barycentrique" (au sens du coût de tracé) par rapport aux points de contact à relier,
- en cas d'équivalence de 2 chemins, le chemin qui utilise le sommet au coût global minimum est globalement "meilleur" : il possède plus de chance d'optimiser le chemin lors des phases d'expansion suivantes,
- une connexion impossible à tracer est détectée avant l'utilisation de l'algorithme de tracé par l'existence d'un sommet dont le coût global est nul.

La figure suivante donne un exemple du tracé d'une connexion multi-terminales sur une grille obtenue grâce à ce pré-traitement ; l'optimisation du tracé est équivalente à celle obtenue par les algorithmes de Fisher et de Acker.

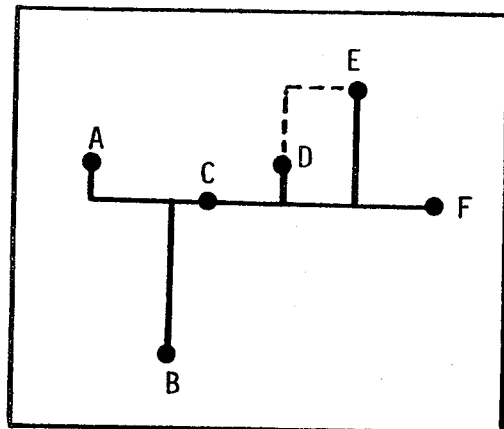
### Algorithme du pré-traitement :

- pour chaque sommet (S) faire : coût global (S) = 0
- pour chaque sommet-cible (E) faire
  - générer une phase d'expansion à partir de E sur tout le graphe modifié
  - pour chaque sommet (S) faire :
    - coût global (S) = coût global (S) + indice d'expansion (S).

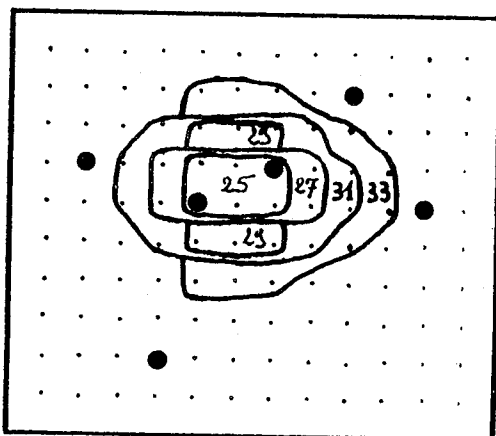




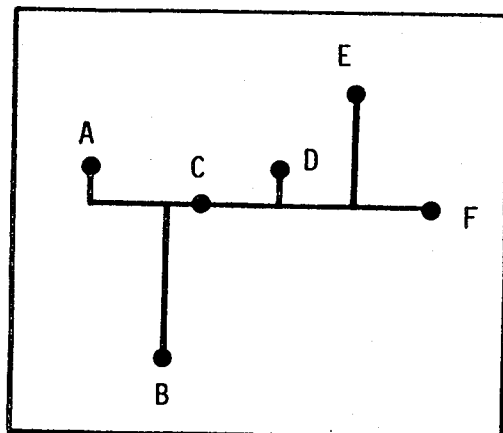
a) Arbre de Steiner obtenue  
par l'algorithme de Hanan  
L = 19



b) Amélioration du tracé obtenue  
par l'algorithme de Acker  
L = 18



c) Valeurs du poids global



d) Résultat du tracé L = 18

Figure 80 : Amélioration du tracé d'une connexion en arbre de Steiner

## II.2 Détermination d'une fonction de coût "optimale" :

### II.2.1 Choix de la fonction de coût :

#### II.2.1.1 Importance du choix :

Le coût total d'un chemin (E) s'exprime sous une forme additive :

$$C_E = \sum_n C(z_n)$$

où  $C(z)$  est la pondération affectée à l'arc (z)  
et E est un chemin composé des arcs  $Z_1, Z_2 \dots Z_n$

La valeur de la pondération  $C(z)$  correspond à l'évaluation de l'effet produit sur l'ensemble des critères de tracé par l'utilisation de la zone (z) par une connexion.

Elle est définie sous la forme d'une fonction de coût, appelée "fonction du coût de traversée d'une zone", dont les paramètres sont les valeurs des critères de tracé dans cette zone.

$$C(z) = f(C_i(z)) \quad \text{avec } C_i(z) = \text{pondération associée au critère (i)} \\ \text{dans la zone (z).}$$

Puisque la minimisation du coût total d'un chemin doit correspondre à l'optimisation globale des critères de tracé, et puisque le coût total d'un chemin dépend uniquement des coûts de traversée des zones utilisées, l'optimisation globale des critères de tracé dépend principalement de l'expression de la fonction du coût de traversée d'un zone.

Le choix de cette fonction de coût constitue le mécanisme principal de contrôle du tracé global sur l'optimisation globale des critères de tracé.

### II.2.1.1 Expression générale de la fonction de coût de traversée d'une zone :

Nous exprimerons la fonction de coût  $C_z$  de traversée d'une zone de canal (z) sous une forme linéaire :

$$C(z) = \sum_i \lambda_i C_i(z)$$

où  $C_i$  est une fonction de coût associée au critère (i)  
et  $\lambda_i$  est un facteur de pondération du critère (i)

En général, les critères utilisés se limitent à :

- un critère intrinsèque : la longueur ( $\ell$ ) de la zone,
- un critère de densité : la valeur maximale de densité (d) de la zone.

$$C(z) = \lambda_\ell \cdot C_\ell(z) + \lambda_d C_d(z)$$

La fonction de coût réduit  $C_\ell(z)$  est proportionnelle à la longueur de (z).  
L'expression de la fonction de coût réduit  $C_d(z)$  représente l'évolution de la pénalisation  $C(z)$  suivant l'occupation de la zone (z).

Les facteurs de pondération  $\lambda_p$  et  $\lambda_d$  correspondent au compromis effectué entre les deux critères.

Ces caractéristiques sont généralement déterminées expérimentalement.

Nous utiliserons une approche plus déterministe de la construction de la fonction de coût ; les éléments de cette approche sont constitués par :

- la prise en compte de tous les critères de tracé,
- la prise en compte de l'effet additif des valeurs de coût dans la recherche du plus court chemin,
- une approche d'optimisation multi-critères pour fixer le compromis entre les fonctions de coût réduit  $C_\ell(z)$  et  $C_d(z)$ ,
- la paramétrisation de la fonction coût dans l'optique d'une stratégie d'améliorations itératives du tracé global par retraçage des connexions.

## II.2 Coût réduit associé à l'ensemble des critères intrinsèques de tracé

La fonction de coût réduit  $C_\lambda(z)$  associée à une zone (z) correspond classiquement à l'objectif de minimisation de la longueur des connexions. Son expression est cohérente avec le critère de minimisation de la longueur totale du chemin puisque, de même façon que le coût total d'un chemin est la somme des coûts des zones traversées ; sa longueur totale est la somme des longueurs des zones traversées. Cette cohérence est aussi conservée si la fonction de coût est une fonction linéaire de la longueur :

$$C_\lambda(z) = \alpha_z \cdot \text{longueur}(z) + \beta_z \quad \text{avec } \alpha_z = \alpha_{1z} \cdot \alpha_{2z} \dots \quad \text{et } \beta_z = \beta_{1z} + \beta_{2z} + \dots$$

Suivant ce principe, on peut déterminer les constantes  $\alpha_z$  et  $\beta_z$  telles que la fonction  $C_\lambda(z)$  représente d'une manière plus générale la pénalisation électrique introduite par un segment de connexion qui traverse la zone (z).

### II.2.2.1 Pénalisation due à la nature du matériau utilisé :

La pénalisation électrique due à la résistance et la capacité du matériau utilisé pour la réalisation du segment de connexion sont traduites par la valeur d'un coefficient  $\alpha_m$ .

Cette valeur est une donnée du problème :

- soit que la zone ne possède qu'un seul niveau d'interconnexion (passage au-dessus d'une cellule),
- soit que l'affectation aux niveaux d'interconnexion dépende de la direction du segment : en tracé global, tous les segments horizontaux (zones de canal horizontales) sont affectés à une couche unique ; tous les segments verticaux (zones de canal verticales) à une autre couche.

A chaque zone de la structure peut donc être associée une valeur  $\alpha_m$  prédéterminée.

La valeur unitaire  $\alpha_m = 1$  est associée aux zones dont les segments sont réalisés en aluminium.

A titre d'exemple, des coefficients  $\alpha_m$  basés sur la résistivité des matériaux prennent pour valeur, à largeur de connexion égale :

$\alpha_m = 400$  pour un segment réalisé en diffusion,

$\alpha_m = 800$  pour un segment en polycristallin.

Ce facteur correctif est donc très important.

#### II.2.2.2 Pénalisation due aux règles de dessin

En pratique, la longueur associée à une zone (z) n'est pas évaluée par la longueur réelle mais par sa valeur en unité de pas de grille.

En général, la valeur du pas de grille est différente pour chaque niveau d'interconnexion à cause des règles de dessin des masques.

La correction de la longueur relative d'une zone (z) est fournie par un coefficient  $\alpha_p$ , égale à la longueur d'un pas de grille du niveau d'interconnexion utilisé pour le tracé des segments dans la zone (z).

A titre d'exemple, les zones de canaux à 2 niveaux d'aluminium sont généralement affectées suivant leur direction d'une valeur :

$\alpha_p = 1$  pour le 1er niveau d'alu,

$\alpha_p = 1,5$  pour le 2ème niveau d'alu.

#### II.2.2.3 Pénalisation due à l'utilisation d'une zone d'intersection de canaux :

Dans une structure composée uniquement de canaux d'interconnexion, on peut évaluer la longueur supplémentaire d'un segment de la zone de canal (z) introduite par le passage obligatoire de ce segment dans une zone d'intersection de canaux adjacente (figure 81a).

Cette longueur supplémentaire est introduite sous la forme d'une constante  $\beta_i$  évaluée par :

$$\beta_i = \alpha_z \cdot \frac{1}{2} \text{ longueur (zone d'intersection)}$$

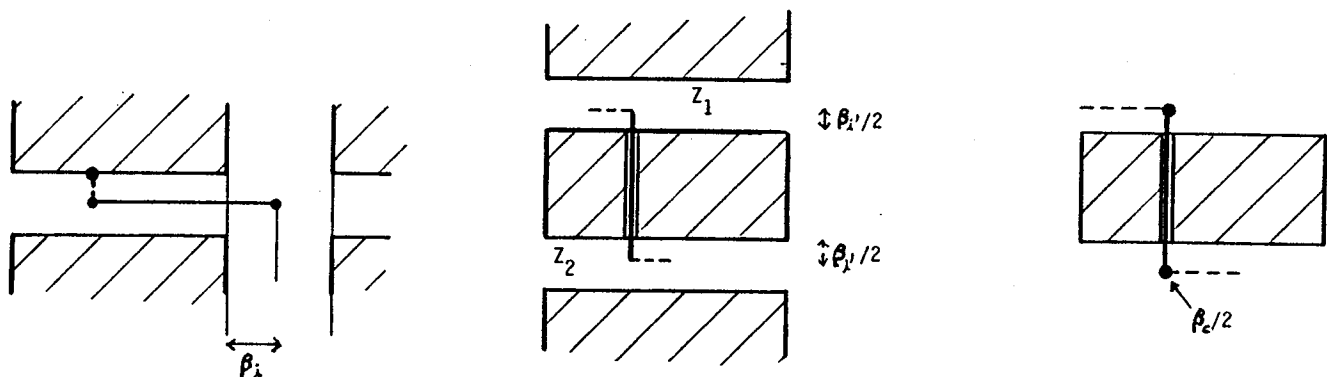
Suivant le même principe, la longueur supplémentaire d'un segment dans un passage (figure 81b) est donnée par :

$$\beta_{i'} = \alpha_z \cdot \frac{1}{2} (\text{capacité } (z_1) + \text{capacité } (z_2)).$$

#### II.2.2.4 Pénalisation due à l'utilisation de "vias" :

En général, l'hypothèse de l'affectation des connexions aux couches d'interconnexion suivant leurs directions est conservée pour le tracé des connexions au dessus des cellules.

Donc, chaque segment qui emprunte un passage au-dessus d'une cellule est relié à 2 segments dans les canaux perpendiculaires au passage par 2 vias (figure 81c). Cette contrainte est introduite par un coefficient  $\beta_c$  qui représente la pénalisation électrique introduite par les 2 vias. L'évaluation de  $\beta_c$  dépend fortement de la technologie utilisée.



a) coefficient  $\beta_i$

b) coefficient  $\beta_{i'}$

c) coefficient  $\beta_c$

Figure 81 : Evaluation des coefficients de  $Cl(z)$

### II.2.2.5 Conclusion : expression complète du coût réduit $C_{\lambda}(z)$ :

A partir des coefficients  $\alpha$  et  $\beta$  définis précédemment, on peut utiliser une expression plus complète du coût réduit  $C_{\lambda}(z)$  dans un réseau structuré :

#### - Pénalisation électrique due à l'utilisation d'une zone de canal :

Pour chaque canal de la structure, l'ensemble des valeurs  $\{\alpha_m, \alpha_p, \beta_i\}$  de ce canal est évalué par le concepteur.

Ces valeurs sont associées aux arcs correspondants aux zones de ce canal, dans le graphe de base du réseau-hôte.

Le coût réduit  $C_{\lambda}(z)$  de la traversée d'une zone (z) du canal s'exprime sous la forme :

$$C_{\lambda}(z) = \alpha_m \cdot \alpha_p \cdot \text{longueur}(z) + \beta_i$$

#### - Pénalisation électrique due à l'utilisation d'un passage :

A chaque passage (p) est associé un coût réduit  $C_{\lambda}(p)$  constant ; cette valeur prédéterminée s'exprime sous la forme :

$$C_{\lambda}(p) = \alpha_m \cdot \alpha_{\lambda} \cdot \text{longueur}(p) + (\beta_i + \beta_c)$$

### II.2.3 Coût réduit associé aux critères de densité :

La fonction de coût réduit  $C_d(z)$  associé à une zone (z) correspond aux objectifs de maximisation du nombre de pistes libres dans chaque canal et d'uniformisation de cette valeur sur l'ensemble des canaux.

#### II.2.3.1 Forme générale de la fonction de coût :

Dans les réseaux structurés, la fonction de coût  $C_d(z)$  représente une fonction de la densité maximale de la zone (z).

$$C_d(z) = C_d(\text{densité maximale}(z))$$

Par la suite, nous utiliserons uniquement comme valeur de densité (d) associée à une zone, la valeur de sa densité maximale.

La fonction  $C_d$  est définie par :

- la valeur du seuil de pénalisation : c'est la valeur de densité  $\text{seuil}(z)$  à partir de laquelle l'utilisation de la zone (z) est pénalisée par son encombrement,
- la valeur de densité critique : c'est la valeur de densité  $\text{cap}^*(z)$  qui ne peut être dépassée ; elle correspond à une pénalisation infinie,
- la forme de la fonction entre ces deux paramètres :  
la croissance de la fonction  $C_d$  entre les valeurs  $\text{seuil}(z)$  et  $\text{cap}^*(z)$  peut être de forme linéaire, asymptotique ou exponentielle.

On écrira donc la fonction de coût  $C_d(z)$  sous la forme :

$$C_d(\text{densité}) = 0 \quad \text{si densité} < \text{seuil}$$

$$C_d(\text{densité}) = +\infty \quad \text{si densité} = \text{cap}^*$$

$$C_d(\text{densité}) = f(\text{densité}) \quad \text{si } \text{seuil} > \text{densité} > \text{cap}^*$$

avec une fonction  $f(\text{densité})$  de la forme :

soit linéaire  $C_d^1(\text{densité}) = \alpha_1 (\text{densité} - \text{seuil}),$

soit asymptotique  $C_d^2(\text{densité}) = \alpha_2 (\text{cap}^* - (\text{densité} - \text{seuil}))^{-n},$

soit exponentielle  $C_d^3(\text{densité}) = \alpha_3 \cdot a (\text{densité} - \text{seuil}).$

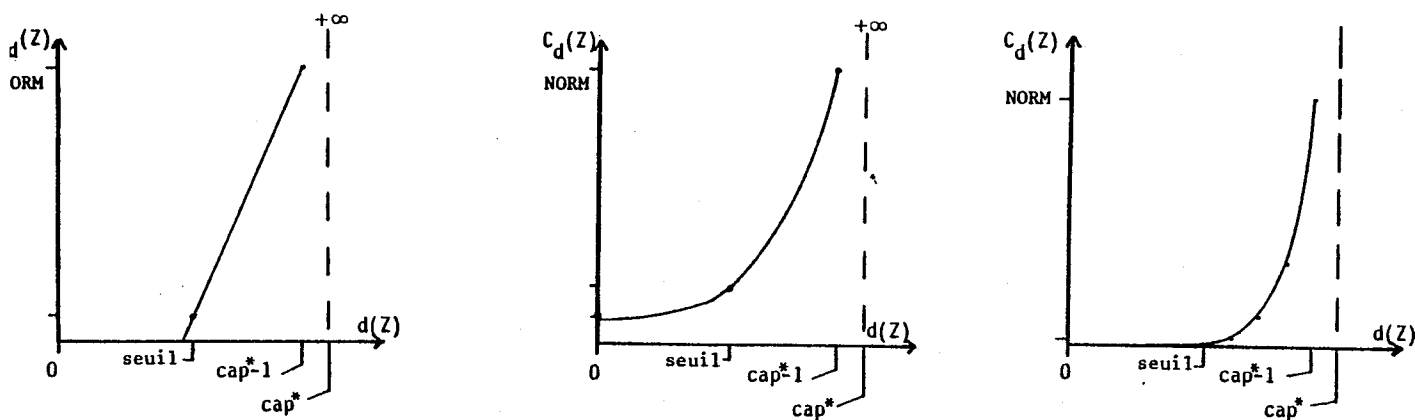


Figure 82 : Formes de la fonction Cd



\* Normalisation de la fonction :

L'heuristique de l'algorithme de tracé impose des contraintes supplémentaires :

- la valeur du coût doit être un nombre entier. En particulier, la valeur du seuil doit être au moins égale à 1.

Les valeurs du coût sont constituées par la partie entière de  $C_d$  (densité).

- la valeur maximale du coût ne doit pas être trop élevée sans quoi la propagation de l'onde d'expansion d'une recherche de chemin demande un temps de calcul prohibitif.

Ces contraintes sont introduites sous la forme de conditions de normalisation de la fonction de coût :

$$\{C_d (\text{seuil}) = 1$$

$$\{C_d (\text{cap}^* - 1) = \text{NORM}$$

Limite de la gamme de variation :

L'ordre de grandeur de la valeur de normalisation NORM doit être telle que la valeur d'expansion maximale ( $\text{NORM} \cdot \text{nb}$ ) soit de l'ordre de  $10^3$  ou  $10^4$ .

Avec nb = nombre maximum de zones d'un chemin dans le réseau

= nombre total de zones du réseau dans le pire cas.

En pratique, une gamme de variations comprise entre 1 et 100 peut être utilisée.

Néanmoins, cette limitation pénalise l'emploi d'une fonction de type exponentielle.

II.2.3.2 Choix de la valeur critique de densité

La valeur critique de densité  $\text{cap}^*(z)$  d'une zone de canal à capacité fixée est donnée dans le meilleur cas par sa capacité réelle.

En réalité, le tracé fin de connexions peut nécessiter un nombre de pistes supérieur à la densité maximale du canal ; nous avons montré au paragraphe 5 qu'il n'est pas possible de prévoir le nombre de pistes supplémentaires, qui seront nécessaires au cours du tracé fin, avant d'effectuer ce traitement.

Cette indétermination est prise en compte en considérant une capacité fictive  $cap^*$  de chaque canal inférieure à sa capacité réelle .

Nous noterons  $cap^*(z) = \text{capacité}(z) - \text{marge}$   
où le paramètre (marge) correspond au nombre minimum de pistes entièrement libres qui sont réservées pour les dépassements dus au tracé final des connexions.

Une marge de 2 pistes libres semble constituer expérimentalement une valeur suffisante (résultat expérimental du système IACA présenté en partie B).

### II.2.3.3 Choix de la valeur du seuil de pénalisation :

Il n'existe aucun critère déterministe qui permette de fixer le seuil de pénalisation.

On peut simplement faire les remarques suivantes :

- plus le seuil de pénalisation est faible, plus la fonction de coût permet d'éviter prédictivement la saturation des canaux.
- plus le seuil de pénalisation est élevé, plus la fonction de coût permet de tracer les connexions au plus court chemin géométrique.

Le seuil de pénalisation "idéal" dépend donc des caractéristiques du circuit :

- sa valeur doit être faible si le circuit est dense,
- sa valeur doit être élevée si le circuit est peu dense.

Dans cette optique, la fonction de coût  $C_d(z)$  ne peut être adaptée aux caractéristiques du circuit que dans le cadre d'une stratégie d'améliorations itératives du tracé :

- soit classiquement, en fixant la valeur du seuil de pénalisation par rapport à la valeur critique de densité (en général, on utilise la valeur  $seuil(z) = cap^*(z)/2$  ) dans une stratégie d'améliorations itératives par modification dynamique de la valeur  $cap^*$ .

- soit selon une stratégie qui n'a pas encore été explorée :
- \* le paramètre  $cap^*$  est fixée à sa valeur maximale :  $cap^*(z) = \text{capacité}(z)$ ,
- \* la valeur du seuil de pénalisation est fixée à  $\text{seuil} = cap^* - 1$  lors de la phase constructive du tracé,
- \* elle est décrémentée au cours des phases d'améliorations itératives jusqu'à ce que toutes les connexions soient tracées.

Notons qu'on peut envisager une estimation du seuil "idéal" par l'utilisation des méthodes statistiques d'évaluation des densités dans un canal [HEL 78]. En effet, de telles méthodes permettent d'évaluer le nombre de pistes occupées par l'intra-connexion des contacts d'une zone ; cette valeur peut fournir une estimation du seuil de pénalisation intrinsèque à la zone. Aucune étude n'a été dirigée dans ce sens pour le moment.

#### II.2.3.4 Choix de la forme de la fonction de coût :

La fonction de coût "idéale", si elle existe, doit être telle que :

- la fonction  $C_d$  croît lentement pour les valeurs de densité supérieures au seuil de pénalisation ; cette région correspond à une pénalisation progressive qui permet de ne pas détourner les connexions lorsque la zone est peu dense.
- la fonction  $C_d$  croît très fortement pour les valeurs de densité proches de la capacité ; cette région correspond à détourner les connexions des zones saturées.

Nous pouvons estimer les formes extrêmes de variation de la fonction  $C_d$  en utilisant 2 hypothèses de tracé d'un circuit très dense :

- une hypothèse où la fonction permet une prédiction faible de la saturation,
- une hypothèse où la fonction permet une prédiction forte de la saturation

Ces hypothèses dépendent de la connaissance qu'a le concepteur des caractéristiques du tracé des connexions, c'est-à-dire en particulier de la structure topologique du réseau-hôte.

Nous utilisons, en exemple, une structure matricielle de canaux d'interconnexion de capacité identique.

a) 1ère hypothèse : Prédiction faible de la saturation

La figure 83a illustre cette hypothèse de tracé.

- Tous les canaux adjacents au bloc sont proches de la saturation,
- densité ( $z_4$ ) = Max (densité ( $z_1$ ), densité ( $z_2$ ), densité ( $z_3$ )) + 1.

Hypothèses simplificatrices :

- la zone  $z_4$  possède une densité maximale : densité ( $z_4$ ) = capacité - 1 ;
- les zones  $z_1, z_2$  et  $z_3$  sont de densité maximale :  
densité ( $z_1$ ) = densité ( $z_2$ ) = densité ( $z_3$ ) = capacité - 2 .

Dans cette hypothèse de saturation, le coût du chemin de la connexion (A,B) est considéré comme équivalent pour (A,B) =  $\{z_4\}$  et (A,B) =  $\{z_1, z_2, z_3\}$ .

Le coût associé au critère de longueur des zones  $z$  étant négligeable par rapport au coût associé aux valeurs de densité, on peut écrire l'égalité :

$$C(A,B) = C_d(z_4) = C_d(z_1) + C_d(z_2) + C_d(z_3).$$

Soit à partir des hypothèses simplificatrices, on obtient la condition aux limites :

$$C_d(\text{capacité}-1) = 3.C_d(\text{capacité}-2).$$

Cette condition donne à la fonction  $C_d$  un comportement du type :

$$C_d(\text{densité}) = 3^{(\text{densité}-\text{seuil})}$$

pour des valeurs de densité proches de la capacité ;

et, dans le cas où cette hypothèse est limitée à la valeur extrême de densité (capacité(z)-1), donne la condition minimale :

$$C'_d(\text{capacité}-1) \gg 3.$$

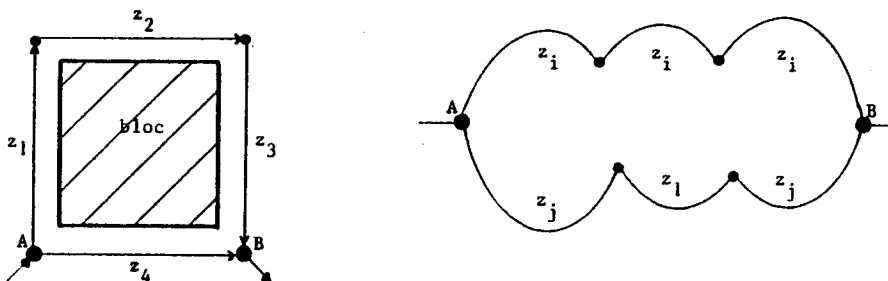


Figure 83 : Hypothèses de tracé d'un circuit dense

b) 2ème hypothèse : prédiction forte de la saturation

La figure 83b illustre cette hypothèse.

- Toutes les  $n$  zones ( $z$ ) du chemin (A,B) sont proches de la valeur du seuil de densité.
- Densité ( $z_1$ ) = Max (densité( $z_i$ )) + 1.

Hypothèses simplificatrices :

pour tous les zones  $z_i$  et  $z_j$ , on a : densité( $z_i$ ) = densité( $z_j$ )

les 2 chemins ont la même longueur (soit  $\sum_i C_\lambda(z_i) = \sum_j C_\lambda(z_j) + C_\lambda(z_1)$ )

Le coût des deux chemins est donné par :

$$C_i(A,B) = n (\lambda_\lambda \cdot C_\lambda(z_i) + \lambda_d \cdot C_d(z_i))$$

$$C_j(A,B) = (n-1) (\lambda_\lambda \cdot C_\lambda(z_j) + \lambda_d \cdot C_d(z_j)) + (\lambda_\lambda \cdot C_\lambda(z_1) + \lambda_d \cdot C_d(z_1))$$

Dans cette hypothèse, quel que soit le nombre  $n$  de zones du chemin (A,B), le coût du chemin  $\{z_j, z_1\}$  doit être supérieur au coût du chemin  $\{z_i\}$ .

On peut donc écrire l'équation :

$$C_j(A,B) = C_i(A,B) + \alpha \text{ avec } \alpha > 1.$$

De plus, on peut considérer le fait que la forme de la fonction de coût doit être le plus plat possible dans cette région pour ne pas pénaliser inutilement les circuits peu denses.

On peut donc définir la condition aux limites suivantes :

$$C'_d(\text{seuil}) > 1.$$

Remarque : cette condition donne à la fonction un comportement du type linéaire

$$C_d(\text{densité}) = \alpha(\text{densité} - \text{seuil}) \text{ avec } \alpha > 1$$

lorsque les valeurs de densité sont proches du seuil de pénalisation .

c) Conséquence

L'évolution de la fonction de coût  $C_d(z)$  doit s'approcher des conditions aux limites suivantes :

- 1  $C_d(\text{seuil}) = 1$
  - 2  $C_d(\text{capacité} - 1) = \text{NORM}$
  - 3  $C'_d(\text{densité}) > 1$  pour des valeurs de densité proche du seuil de pénalisation.
- et  $C'_d(\text{capacité} - 1) > 3$  au minimum  
 $C_d(\text{densité}) = 3^{(\text{densité} - \text{seuil})}$  au maximum

On peut donc fixer les formes extrêmes de la fonction  $C_d(z)$  :

- au maximum une forme exponentielle  $C_d^3(z) = 3^{(\text{densité}(z) - \text{seuil}(z))}$   
(on remarque que cette fonction correspond à la fonction de coût de Fisher [FIS 78]),
- au minimum une fonction linéaire  $C_d^1(z) = 3 \cdot (\text{densité}(z) - \text{seuil}(z))$   
(on remarque que cette fonction correspond à la fonction classique présentée par SOUKUP [SOU 81]) .

La première expression  $C_d^3(z)$  correspond à une prédiction faible de la saturation ( seuil = capacité - 5 pour une valeur NORM de l'ordre de 100 ) mais à un traitement efficace d'une zone saturée : elle est donc efficace principalement sur des circuits globalement peu denses (les connexions ne sont pas détournées) et très localement saturés.

Remarquons que ce cas de figure est peu probable si on utilise un programme de placement qui uniformise préalablement les densités de connexions sur l'ensemble du réseau.

La deuxième expression  $C_d^1(z)$  correspond à une prédiction forte de la saturation mais la pénalisation est uniformément croissante que le circuit soit proche de la saturation ou non : elle est donc efficace principalement sur des circuits uniformément denses, ou sur des structures à canaux de capacité variable (pas de valeur critique de densité).

Remarquons que les zones encombrées sont exagérément pénalisées si le circuit est moyennement dense (au détriment d'un allongement des connexions) et les zones saturées sont insuffisamment pénalisées si le circuit est localement très dense (voir tableau suivant).

Nous avons utilisé une solution moyenne dans le programme CHACA (cf B-IV) en employant une fonction de coût asymptotique.

$$C_d(z) = \text{cap}^*(z) / \text{cap}^*(z) - \text{densité}(z).$$

Le coût est inversement proportionnel au taux de pistes libres de la zone.

Ce choix est validé par la comparaison expérimentale de trois fonctions de coût présentée dans le tableau 84 :

La fonction  $C_d^0(z)$  ne dépend que de la longueur (résultat de référence).

La fonction  $C_d^2(z)$  est asymptotique : 
$$C_d^2(z) = \frac{\text{capacité}(z)}{\text{capacité}(z) - \text{densité}(z)}$$

La fonction  $C_d^1(z)$  est linéaire : 
$$C_d^1(z) = 3.(\text{densité}(z) - \text{capacité}(z)/2)$$
  
pour  $\text{densité}(z) > \text{capacité}(z)/2$

Ces fonctions ont été appliquées au tracé de 8 circuits sur réseau ACE (présentés en partie B) : les circuits TEST1 à TEST4 sont tracés sur ACE600, les circuits TEST5 à TEST8 sont tracés sur un réseau ACE900.

Le premier chiffre correspond au nombre minimal de pistes libres obtenu sur l'ensemble des zones du réseau (c.a.d. la marge minimale réelle obtenue en fin de tracé global) ; Le deuxième chiffre correspond à la longueur des connexions.

fonctions-coût circuits	$C^0(z)$	$C^2(z)$	$C^1(z)$
TEST1	2 Pistes libres 8001 Pas	2 Pistes libres 8167 Pas	2 Pistes libres 8286 Pas
TEST2	0 Piste libre 7853 Pas	3 Pistes libres 8162 Pas	3 Pistes libres 8445 Pas
TEST3	-1 Piste libre 7943 Pas	1 Piste libre 8271 Pas	2 Pistes libres 8325 Pas
TEST4	-5 Piste libre 9959 Pas	0 Piste libre 10883 Pas	0 Piste libre 10981 Pas
TEST5	-1 Pistes libres 8697 Pas	2 Pistes libres 9302 Pas	4 Pistes libres 10723 Pas
TEST6	-5 Piste libre 8456 Pas	3 Pistes libres 9125 Pas	4 Pistes libres 10211 Pas
TEST7	-4 Pistes libres 11134 Pas	1 Piste libre 12073 Pas	0 Piste libre 12599 Pas
TEST8	-3 Pistes libres 11736 Pas	1 Piste libre 12796 Pas	0 Piste libre 13514 Pas

Figure 84 : Comparaison de différentes fonctions de coût

Interprétation des résultats :

Les fonctions  $C^1(z)$  et  $C^2(z)$  permettent d'implanter toutes les connexions (pas de dépassement de la capacité). Mais, la fonction  $C^2(z)$  permet de minimiser la longueur des détours (TEST1 à TEST8) et optimise mieux les critères de densité : marge supérieure pour les circuits denses (TEST7 et TEST8) ; marge suffisante pour les circuits peu denses (TEST5 et TEST6).



### II.2.3.5 Conclusion : expression du coût réduit $C_d(z)$ :

La fonction de coût réduit  $C_d(z)$  doit être choisie de façon à ce que :

- la fonction croisse lentement lorsque la zone est peu dense :  
(  $C'_d(z) < 1$  pour des valeurs proches du seuil de pénalisation)
- la fonction croisse fortement lorsque la zone est proche de la saturation  
(  $C'_d(z) > 3$  pour des valeurs proches de la capacité de la zone)
- la fonction prend une valeur infinie (zone non-traversable) pour des valeurs de densité inférieures à la capacité réelle des canaux.

Cette valeur de densité critique  $cap^*$  s'exprime sous la forme :

$$cap^*(z) = \text{capacité}(z) - \text{marge}$$

Une fonction de type asymptotique réunit ces conditions, et semble donner expérimentalement de bons résultats.

Néanmoins, il n'existe pas de fonction de coût à priori "optimale" car le choix de la fonction de coût (valeur du seuil, valeur de la marge, forme de croissance) dépend des caractéristiques de chaque placement (circuit dense ou peu dense, répartition uniforme ou très variable des densités intrinsèques de connexions),

Notre approche permet de sélectionner une forme de la fonction  $C_d$  plus particulièrement adaptée "à priori" à une structure donnée ; mais la fonction de coût optimale ne peut être obtenue que par une approche dynamique : l'adaptation de la pente de la fonction au cours du tracé.

Cette possibilité nécessite une stratégie d'améliorations itératives du tracé; la modification de la fonction  $C_d$  est alors réalisée par la modification dynamique de la valeur critique de densité  $cap^*$ .

Cet aspect sera étudié au paragraphe II.3.

#### II.2.4 Compromis entre les critères de longueur et de densité des connexions :

Le compromis final entre l'optimisation des critères intrinsèques du tracé et des critères globaux de densité peut être dirigé par les choix des pondérations  $\lambda_l$  et  $\lambda_d$  :

- Si la minimisation des longueurs de connexions est favorisée, on choisira une valeur  $\lambda_l$  élevée ; mais on risque de créer des zones de saturation en limitant les détours de connexions.
- Si l'optimisation des critères de densité est favorisée, on choisira une valeur  $\lambda_d$  élevée ; mais on risque d'allonger fortement les connexions en les détournant des zones denses.

On aimerait pouvoir utiliser une méthode d'optimisation multi-critères afin de déterminer les valeurs "optimales" des paramètres  $\lambda_l$  et  $\lambda_d$ .

Malheureusement, il n'est pas possible de fixer à priori les hypothèses d'optimisation puisque les caractéristiques de longueur et de densités des connexions varient suivant chaque circuit et chaque placement.

Néanmoins, on peut faire des hypothèses "moyennes" sur le résultat probable du tracé d'un circuit, à partir des résultats obtenus expérimentalement.

Exemple : Compromis longueur/densité dans un réseau ACE :

On utilise la fonction de coût :

$$C(z) = \lambda_l \cdot (\text{longueur}(z) + \beta_i) + \lambda_d \cdot (\text{cap}^*(z) / [\text{cap}^*(z) - \text{densité}(z)])$$

D'après les expérimentations effectuées par le système d'implantation IACA sur le tracé des réseaux ACE (voir tableau 87), on obtient en moyenne un taux d'occupation des canaux de l'ordre de 50% (écart type de l'ordre de 20%).

On choisira donc des pondérations telles que le coût dû à la densité soit beaucoup plus important que le coût dû à la longueur lorsque la densité maximale d'une zone dépasse cette valeur moyenne.

Le tableau 85 correspond à plusieurs hypothèses de tracé dans cette gamme de valeurs. Par exemple, la valeur  $\lambda_l = 1/20$  correspond à l'hypothèse suivante :

- l'utilisation d'un quart de la zone dont le taux d'occupation est de 3/4 est aussi pénalisante que
- l'utilisation de la zone complète occupée à moitié.

pondérations circuits	$\lambda_x = 0$	$\lambda_x = 1/50$	$\lambda_x = 1/20$
TEST1	2 8167	2 8082	2 8001
TEST2	3 8162	3 8101	3 8047
TEST3	1 8271	2 8133	1 8054
TEST4	0 10883	0 10518	0 10413
TEST5	2 9302	2 8966	2 8876
TEST6	3 9125	2 8724	1 8613
TEST7	1 12073	1 11574	1 11493
TEST8	1 12796	1 12169	1 12043

Figure 85 : Comparaison de différentes pondérations  $\lambda_x$  (pour  $\lambda_0 = 1$ ) sur des réseaux ACE600 et ACE900

Le premier chiffre correspond au nombre minimal de pistes libres sur l'ensemble du réseau (marge de sécurité minimale).

Le deuxième chiffre correspond à la longueur des connexions.

### Interprétation des résultats :

Une valeur élevée de la pondération  $\lambda_\lambda$  permet de minimiser les détours de connexions ; en particulier, le résultat du tracé sur un circuit peu dense (TEST1) est optimum (voir tableau 84) pour la valeur  $\lambda = 1/20$ .

L'optimisation de la longueur des connexions entraîne une dégradation des critères de densité (TEST3 et TEST6) ; mais cette dégradation reste acceptable pour la valeur  $\lambda_\lambda = 1/20$ .

La valeur calculée  $\lambda_\lambda = 1/20$  permet une meilleure optimisation des longueurs de connexions et réserve une marge de sécurité proche de l'optimum.

### II.2.5 Conclusion :

Nous avons montré que l'ensemble des critères de tracé peuvent être pris en compte dans la fonction de coût :

- la fonction de coût s'exprime sous la forme

$$C(z) = \lambda_\lambda \cdot C_\lambda(z) + \lambda_d \cdot C_d(z)$$

- l'ensemble des critères intrinsèques de tracé (résistance et capacité électriques des connexions et des vias) peuvent être intégrés dans la fonction de coût réduit  $C_\lambda(z)$  sous une forme linéaire de la longueur de la zone de canal.

- l'ensemble des critères de densité (non-saturation des canaux, maximisation de la marge de sécurité en nombre de pistes libres dans chaque canal) peuvent être pris en compte dans la fonction de coût réduit  $C_d(z)$ . Cette fonction est une fonction asymptotique de la valeur de densité maximale d'une zone (z) entre les valeurs de densité seuil(z) et capacité(z)-marge.

- le compromis optimal entre l'optimisation de ces 2 groupes de critères peut être évalué par des hypothèses de tracé et par l'expérimentation.

Néanmoins, nous avons montré que l'optimisation du tracé nécessite de pouvoir modifier dynamiquement la fonction de coût en fonction des caractéristique de chaque placement ;

- d'une part, la forme optimale de la fonction  $C_d$  et les pondération  $\lambda_\ell$  et  $\lambda_d$  "optimales" varient suivant que le circuit soit globalement dense ou non ;

- d'autre part, on peut remarquer que la fonction  $C_d$  ne tient pas compte explicitement de l'objectif d'uniformisation des densités. En fait, ce critère a tendance à être optimisé implicitement par le fonctionnement même de l'algorithme de tracé :

- pour chaque connexion, le chemin au coût minimum représente un ensemble de canaux dont la densité maximale est globalement inférieure aux autres chemins (uniformisation des densités sur l'ensemble du réseau) ;

- pour chaque contact relié, le chemin choisi dans la zone du contact correspond à celle des 2 portions de cette zone dont la densité maximale est la plus faible (uniformisation des densités dans chaque zone).

Le premier point est résolu par une stratégie d'améliorations itératives du tracé avec modification dynamique des valeurs (seuil) et (marge) de la fonction de coût réduit  $C_d$ .

Le deuxième point nécessite d'utiliser une stratégie d'améliorations itératives par retraçage des connexions.

Ces deux aspects sont abordés au paragraphe suivant.

### II.3 Stratégie générale de tracé :

Nous étudierons dans ce paragraphe, l'optimisation du tracé global des connexions par l'emploi d'une stratégie générale de tracé organisée en une phase constructive et une ou plusieurs phases d'améliorations itératives du tracé par retraçages des connexions.

En particulier, nous comparerons et analyserons les résultats expérimentaux obtenus par une stratégie de retraçage des connexions sans modification de la fonction de coût et une stratégie avec modification de la fonction de coût.

#### II.3.1 Améliorations itératives du tracé sans modification de la fonction de coût :

##### Principe :

Au cours d'une phase d'améliorations itératives du tracé, chaque connexion est retracée au plus court chemin :

- son chemin précédent est annulé ; les valeurs de densité sont remises à jour et les valeurs des coûts de traversée de tous les canaux précédemment utilisés sont recalculées ;
- un nouveau chemin est calculé qui minimise la fonction de coût global.

La fonction de coût est choisie initialement et n'est pas modifiée au cours des phases d'améliorations itératives du tracé. Elle est de la forme :

$$C = \lambda_{\lambda} \cdot C_{\lambda}(\text{longueur}) + \lambda_{\alpha} \cdot C_{\alpha}(\text{densité max, capacité} - \alpha)$$

où  $\alpha$  représente le nombre maximum de pistes libres dans chaque canal.

Pour que tous les circuits soient tracés par la même fonction de coût, il est nécessaire de prendre la valeur de marge minimale  $\alpha = 0$  ; en effet, la valeur critique de densité réelle (c.à.d. la capacité de chaque canal) risque d'être atteinte pour le tracé de circuits denses.

##### II.3.1.1 Pré-ordonnement des équipotentielles :

L'ordre de traitement des équipotentielles a une influence directe sur le résultat de la phase constructive de tracé : les équipotentielles traitées en début de la phase sont tracées au plus court chemin géométrique (les pénalisations dues à l'encombrement des zones de canaux sont nulles), et les connexions tracées par la suite sont de plus en plus susceptibles d'être allongées pour éviter les zones encombrées.

Les critères d'ordonnement ont pour but de tracer d'abord les équipotentiels dont le chemin risque d'être très rallongé ou impossible à réaliser au cours du tracé.

Le tableau suivant représente les résultats de tracé obtenus après des ordonnancements de la liste des connexions, obtenus à partir de cinq critères différents. Ces critères qui sont évalués en fin de placement, peuvent être classés en 3 catégories :

a) Les critères de longueur géométrique

Les connexions les plus courtes sont favorisées, les connexions plus longues pouvant utiliser plusieurs chemins possibles ; mais celles-ci risquent d'être rallongées. L'évaluation de la longueur est fournie par la mesure du demi-périmètre du rectangle englobant les contacts (cf. chap.II.I.6.1).

- critère 1 : classement par longueur croissante.

b) Les critères de connectique

Les connexions sont classées en fonction du nombre minimum estimé de zones de canaux qu'elle doivent utiliser.

Cette estimation est fournie par le nombre de lignes de coupe du placement traversées par l'équipotentielle :

coût d'ordonnement = nombre de lignes traversées

Les équipotentiels sont classées

- soit par ordre croissant du coût (favorise les connexions qui utilisent à priori un petit nombre de canaux) ;
- soit par ordre décroissant du coût (favorise les connexions qui utilisent à priori un grand nombre de canaux).

A coût d'ordonnement égal, les équipotentiels sont traitées par longueur croissante.

- critère 2 : classement par valeur de connectique croissante
- critère 3 : classement par valeur de connectique décroissante

Dans cet exemple, l'ensemble de lignes de coupe utilisées est l'ensemble par "zones de canaux" présenté au chapitre II.III.7.3 (voir figure 62).

c) Les critères de densités

Le coût d'ordonnement est ici fixé par la valeur du taux moyen d'occupation des lignes de coupe.

- Un classement par ordre croissant du coût correspond à tracer en premier les connexions qui utilisent les zones les moins denses.
  - Un classement par ordre décroissant du coût correspond à tracer en premier les connexions qui utilisent les zones les plus saturées.
- critère 4 : classement par densité croissante  
 - critère 5 : classement par densité décroissante

	crit 1	crit 2	crit 3	crit 4	crit 5
PLAC 1	8023 3	8023 3	8015 2	8052 3	8015 2
PLAC 2	7921 1	7909 1	7881 0	7920 1	7918 1
PLAC 3	2054 1	8058 1	8138 0	7978 1	8080 0
PLAC 5	8697 2	8617 2	9199 0	9125 0	8642 2
PLAC 4	8811 1	8782 1	8928 1	8870 0	8877 2
PLAC 6	11431 0	11483 0	11932 0	11979 0	11410 X

**Tableau 86 : Résultat de tracé pour différents ordres de traitement**  
 (le 1er chiffre correspond à la longueur des connexions  
 le 2ème chiffre correspond au nombre minimum de pistes libres)



## Conclusion

Il n'existe pas de critère d'ordonnement qui fournisse systématiquement le meilleur résultat.

Néanmoins, on peut remarquer que le critère classique d'ordonnement par longueur croissante des connexions (critère 1) ne présente pas les meilleurs résultats ; le critère qui offre, en moyenne, les meilleurs résultats est le traitement des équipotentielles suivant le nombre croissant des zones de canaux utilisées (critère 2).

Ce résultat a été confirmé par les expérimentations réalisées avec 4 autres ensembles de lignes de coupe des réseaux ACE.

### II.3.1.2 Etude expérimentale de la stratégie :

Le tableau 87 donne les résultats de tracé obtenus sur 8 circuits par cette stratégie ; les itérations ont été poursuivies jusqu'à ce que le tracé ne soit plus modifié.

Le premier chiffre correspond à la longueur des connexions ; le deuxième chiffre indique la marge minimale de pistes libres obtenue sur l'ensemble des canaux ; le troisième chiffre est le taux d'occupation moyen des canaux.

#### a) Interprétation des résultats :

On peut tout d'abord remarquer qu'un résultat stable est obtenu après un très petit nombre de phases d'améliorations itératives (ici, de 0 à 2 phases).

En général, les critères de densité sont améliorés progressivement :

- La marge de sécurité est progressivement augmentée (TEST2, TEST4, TEST5, TEST6, TEST7, TEST8) ; cette amélioration se produit au dépend d'une dégradation des longueurs de connexions.
- Pour une valeur stable de la marge minimale, le taux d'occupation moyen s'améliore progressivement (TEST4, TEST7, TEST8) ; cette évolution correspond également à une diminution de la longueur totale des connexions.

Circuits	Constructif	Itération 1	Itération 2
TEST 1	8023 3 45,38 %	8001 2 45,21 %	
TEST 2	7921 1 45,46 %	8035 2 45,96 %	8047 3 46,04 %
TEST 3	8054 1 45,88 %		
TEST 4	10 507 1 eqp. non tracée 60,25 %	10 511 0 60,21 %	10 413 0 59,80 %
TEST 5	8811 1 34,46 %	8876 2 34,76 %	
TEST 6	8697 2 34,53 %	8613 1 34,37 %	
TEST 7	11 431 0 44,75 %	11 549 1 45,45 %	11 493 1 45,17 %
TEST 8	11 975 0 47,97 %	11 967 0 47,96 %	12 043 1 48,34 %

Tableau 87 : Améliorations itératives sans modification  
de la fonction de coût

Le premier type d'évolution correspond à l'élimination des points de saturation : les connexions qui empruntent des canaux encombrés sont détournées dans des canaux moins denses ; leur chemin est allongé en conséquence.

Le deuxième type d'évolution correspond à un réarrangement des connexions dans le réseau : dans les zones denses, de nombreuses connexions sont détournées mais certaines sont remplacées par des connexions dont les détours étaient préalablement plus importants.

Ce phénomène, qui permet une amélioration conjointe des critères de longueur et de densité, ne se réalise que par le retraçage de toutes les connexions.

b) Critique de la stratégie :

L'évolution du tracé va, en général dans le sens d'une optimisation simultanée des critères de densité et de longueur des connexions ; mais ce n'est pas toujours le cas lorsque le circuit est peu dense :

- soit que l'amélioration des critères de densité se poursuive excessivement au détriment d'un allongement des connexions (le tracé du circuit TEST2 est optimal au premier retraçage) ;

- soit que la longueur des connexions s'améliore au détriment d'une dégradation des critères de densité (TEST1 et TEST6).

Ces deux phénomènes sont dûs au fait qu'on utilise une fonction de coût qui a été établie dans des hypothèses de tracé "difficile" (circuits denses ou très denses).

Une telle fonction de coût utilisée dans une stratégie d'améliorations itératives permet effectivement de réaliser le tracé global de tous les circuits sur la structure, mais l'optimalité du tracé est obtenue de préférence sur les circuits denses ou partiellement denses qui correspondent aux hypothèses d'établissement de la fonction coût.

Une solution satisfaisante de ce problème consiste à conserver le contrôle de la succession des phases de retraçage. On doit interrompre l'amélioration du tracé global dès que l'optimisation des critères de densité est acceptable, c'est-à-dire dès que la faisabilité du tracé final est garantie.

Malheureusement, ce critère d'arrêt n'est pas optimum car on ne peut préjuger de l'évolution ultérieure du tracé en ce qui concerne la dégradation ou l'amélioration des critères de tracé.

En particulier, pour les circuits peu ou moyennement denses, la faisabilité du tracé est assurée dès la phase constructive ; mais l'évolution ultérieure du tracé peut aussi bien améliorer ou dégrader la longueur totale des connexions.

De même, pour certains cas de circuits denses, plusieurs phases d'uniformisation exclusives des densités sont nécessaires pour débloquer un canal saturé (voir TEST 8 du tableau 87).

### c) Conclusion

Une stratégie d'améliorations itératives par retraçage des connexions avec une fonction de coût constante permet d'obtenir de bons résultats de tracé :

- la faisabilité du tracé final est optimisée ou bien le tracé du circuit peut être raisonnablement considéré comme "impossible",
- cette stratégie permet effectivement de minimiser et d'uniformiser les densités de connexions sur le réseau,
- le phénomène de réarrangement des connexions permet, à partir d'un tracé constructif, d'améliorer conjointement les critères de longueur des connexions et les critères de densité.

Néanmoins, il paraît préférable,

- de pouvoir adapter la fonction de coût aux caractéristiques de chaque circuit ,
- de pouvoir partir d'une solution constructive sans zones saturées afin de favoriser les réarrangements de connexions sur tout le réseau.

Ces possibilités nécessitent d'employer une stratégie de tracé dans laquelle on puisse modifier la fonction de coût.

### II.3.2 Améliorations itératives avec modification dynamique de la fonction de coût :

#### Principe :

Au cours de la phase constructive, les connexions sont tracées sans contrainte de densité au plus court chemin géométrique.

Au cours des phases d'améliorations itératives ultérieures, les pénalisations dues aux critères de densité sont progressivement introduites jusqu'à ce que l'optimisation de ces critères soit acceptable.

En pratique, les phases successives de tracé sont réalisées par la même méthode de tracé :

- la phase de tracé constructif utilise une fonction de coût de la forme :

$$C(z) = C_{\lambda}(z)$$

- les phases de retraçages ultérieures utilise une fonction de coût de la forme:

$$C(z) = \lambda_{\lambda} \cdot C_{\lambda}(\text{longueur}(z)) + \lambda_{\alpha} \cdot C_{\alpha}(\text{densité}(z), \text{capacité}(z) - \alpha)$$

Classiquement, la valeur  $\text{cap}^* = \text{capacité}(z) - \alpha$  est initialement choisie très supérieure à la capacité réelle des canaux ; puis décrémente progressivement d'une unité à chaque itération de l'amélioration.

#### II.3.2.1 Etude expérimentale de la stratégie

Nous utiliserons une stratégie plus interactive, qui permette de modifier l'expression de la fonction de coût à chaque phase d'amélioration itérative. Cette stratégie permet de ne pas décrémente systématiquement la valeur critique de densité à chaque itération.

En effet, l'étude du paragraphe précédent suggère qu'il peut être utile :

- de conserver la même fonction au cours de plusieurs itérations (plusieurs phases de retraçages sont nécessaires aux réarrangements des connexions et à l'uniformisation des densité) ;
- de pouvoir "revenir en arrière" en fixant une valeur critique de densité inférieure lorsque la faisabilité du tracé est assurée.

Le tableau 88 donne des exemples de tracé de cette stratégie.

Circuits	Const.	Iter 1	Iter 2	Iter 3	Iter 4	Iter 5	Iter 6
TEST 1	8001 2						
TEST 2	7853 0	-1 8045 2	-1 8003 2	-1 7984 2			
TEST 3	7943 -1	-2 8105 1	0 8102 1	1 8029 1	2 8041 1		
TEST 4	9959 -5	-6 10 445 -3	-4 10 255 -1	-2 10159 -1	-1 10368 0		
TEST 5	8697 -1	-2 8833 1	-1 8807 1	0 8876 2			
TEST 6	8456 -5	-6 8628 1	-2 8510 0	-1 8561 1	0 8618 1	1 8762 2	
TEST 7	11 134 -4	-5 11 332 0	-2 11 303 0	0 11 498 1	0 11 442 1		
TEST 8	11 736 -3	-4 11 808 0	-3 11 847 0	-2 11 816 0	-1 11 788 0	0 11 956 1	0 11 948 1

Tableau 88 : Améliorations itératives du tracé  
par retraçage avec modification du coût

La modification de la fonction de coût est réalisée par la modification de la valeur  $\alpha$  (donc de la valeur critique de densité  $cap^*$  et de la valeur du seuil de pénalisation ( $seuil(z) = cap^*(z)/2$ )).

Dans le tableau 88, le choix des valeurs successives de  $\alpha$  est indiqué par le premier chiffre.

Le deuxième chiffre correspond à la longueur des connexions ; le troisième chiffre indique la marge minimale de densité sur tout le réseau.

### Interprétation des résultats

Les résultats du tableau 88 peuvent être comparés aux résultats du tracé obtenus sur les mêmes circuits par une stratégie sans modification de la fonction de coût (tableau 87).

On observe qu'à marge minimale égale, on obtient une meilleure minimisation de la longueur totale des connexions. Ce résultat est probablement dû aux plus grandes possibilités de réarrangement des connexions (aucune zone n'est saturée au début du traitement).

D'autre part, cette stratégie permet de choisir le compromis idéal entre l'optimisation des critères de densité et minimisation des longueurs de connexions : par exemple, la dégradation du tracé du circuit TEST3 au cours de l'itération 4 peut être corrigée en diminuant la valeur de  $\alpha$ .

Enfin, les circuits très peu denses (TEST1) sont tracés directement au minimum des longueurs de connexions.

### II.3.2.2 Conclusion

Une stratégie d'améliorations itératives du tracé global par retraçage des connexions avec modification interactive de la fonction de coût permet :

- de partir d'une phase constructive dont le résultat représente l'optimum absolu d'un des critères ; de plus, ce résultat ne dépend pas de l'ordre de traitement des connexions.
  
- le réarrangement des connexions qui empruntent les zones saturées grâce à l'introduction progressive des pénalisations de densité : aucune zone n'est saturée d'emblée ; les connexions qui empruntent des zones encombrées, même au-delà de leurs capacités réelles, sont progressivement détournées mais peuvent être remplacées par des connexions dont les détours sont plus courts.
  
- de ne pas modifier les connexions qui empruntent les zones peu denses : le seuil de pénalisation de densité est abaissé progressivement ; un résultat optimum peut être obtenu avant que le seuil critique de densité n'atteigne sa valeur réelle, donc avant qu'une pénalisation de densité soit appliquée aux zones moyennement encombrées.





PARTIE B

ETUDE DE CAS :

IMPLANTATION AUTOMATISEE SUR  
RESEAUX DE CELLULES PREDIFFUSES :

LE SYSTEME IACA



## INTRODUCTION

Cette deuxième partie présente une application des principes définis précédemment à la conception d'un système d'implantation automatique sur réseaux de cellules prédiffusés : le système IACA.

La structure d'implantation est constituée par une matrice de macro-sites rectangulaires séparés par des canaux d'interconnexion à capacité fixe ; les connexions sont tracées uniquement dans les canaux sur deux niveaux d'interconnexion.

Dans le premier chapitre, nous détaillerons les caractéristiques d'une famille de réseaux de cellules prédiffusés (réseaux ACE de la RTC) qui sont organisés selon cette structure. Nous présenterons aussi les contraintes d'implantation liées à la méthodologie de conception sur ce type de réseau.

L'organisation générale du système IACA ("Implantation Automatique sur Cell-Arrays") sera présentée au chapitre II.

Les chapitres III et IV seront consacrés à la présentation détaillée des programmes de placement et de tracé global des connexions.

Pour ces trois chapitres, l'accent sera mis sur le choix des stratégies de placement et de tracé, des algorithmes et des critères suivant l'analyse des caractéristiques topologiques de ce type de structure et des caractéristiques logiques des circuits conçus par cellules de bibliothèque. En particulier, toute l'attention a été portée sur l'évaluation et l'optimisation prédictive du tracé final des connexions au cours des phases de placement des cellules et de tracé global des connexions.

Le chapitre V présentera brièvement le programme de tracé fin des connexions cette partie est détaillée plus amplement dans [DUP83].

Le dernier chapitre exposera les performances de ce système pour l'implantation de circuits sur les réseaux de la famille ACE.



## CHAPITRE I CARACTERISTIQUES DES RESEAUX ACE

Les réseaux ACE (Advanced Customized ECL) de la société Radio-Technique Compelec constituent une famille de réseaux de cellules prédiffusés.

Les éléments actifs sont réalisés en technologie ECL (Emitter-Coupled Logic) ; la complexité d'un circuit varie actuellement de 600 à 2500 équivalents-portes suivant le réseau.

### I.1 Description de la structure-hôte

La structure d'implantation est constituée d'une partie centrale, où sont disposées les cellules logiques, et d'une partie périphérique, où sont disposées les cellules d'interfaçage (figure 1a).

La partie périphérique est organisée en bandes de sites unitaires, ou de groupes de 2 sites unitaires superposés.

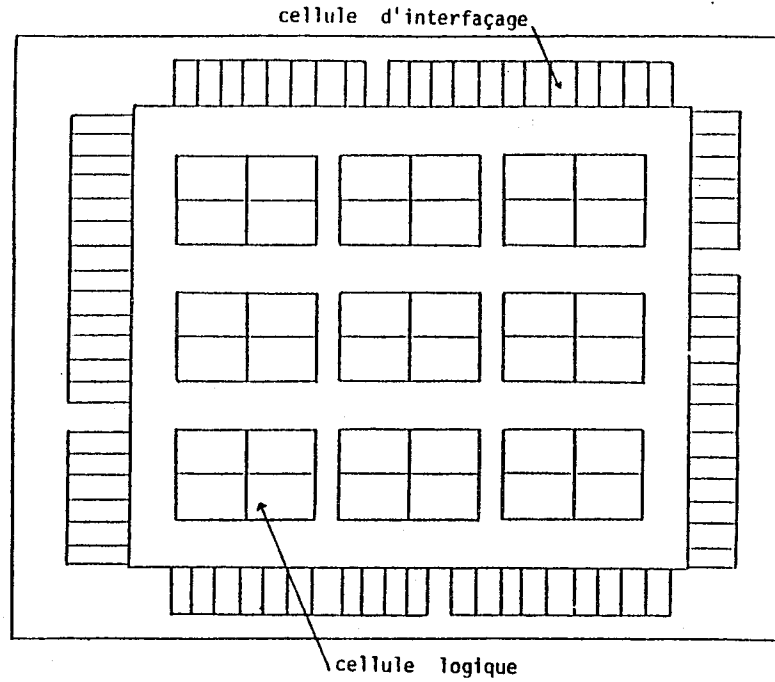
La partie centrale est organisée suivant une structure matricielle de macro-sites séparés par des canaux d'interconnexion.

Ces macro-sites sont généralement constitués de 4 sites logiques unitaires. Dans certains réseaux de cette famille, le centre de la structure est occupé par un macro-site de taille supérieure qui contient une RAM.

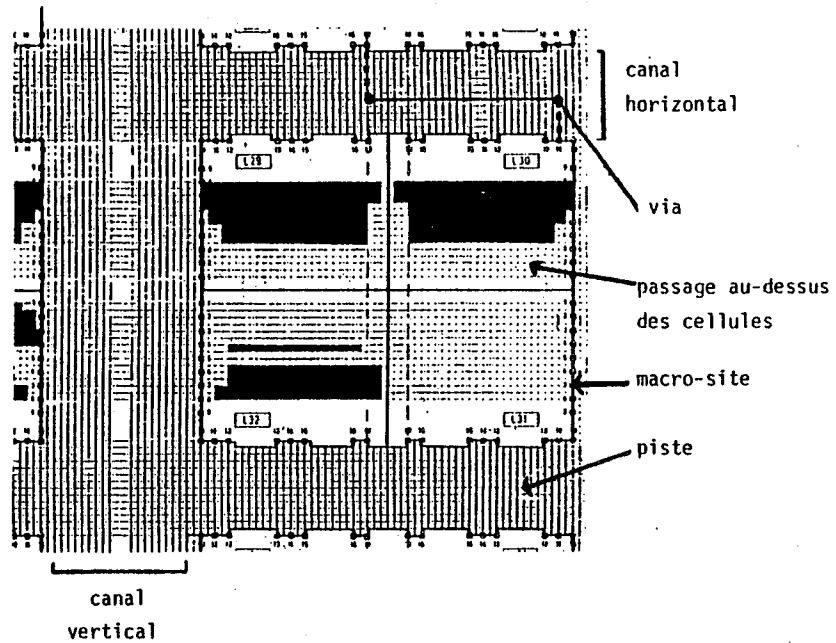
Les sites sont répartis en différents types : site logique, site d'entrée, site d'entrée/sortie, site de référence de tension.

Leur taille dépend de leur type, et ils ne peuvent accepter que des cellules du type correspondant.

On remarquera que ces réseaux comportent un nombre de sites périphériques beaucoup plus important que le nombre de sites de la partie centrale.



a) structure du réseau ACE 900



b) description des ressources d'interconnexion

Figure 1 : Caractéristiques topologiques des réseaux ACE

## I.2 Description des ressources d'interconnexion

On dispose de deux niveaux d'interconnexion en métal.

Le passage d'une connexion entre deux niveaux se fait par un contact entre les deux couches ("via").

La figure 1b illustre les caractéristiques suivantes :

### a) Passages au-dessus des cellules

Les éléments actifs sont prédiffusés ; ils interdisent tout passage d'une connexion sur le premier niveau de métallisation d'un site. Le second niveau de métallisation est occupé localement par l'intra-connexion de la cellule et par les rails d'alimentation qui sont prédéterminés.

La localisation des passages libres sur le 2ème niveau d'un site, dépend de la cellule affectée à ce site ; ils sont obligatoirement horizontaux. Leur utilisation n'est requise qu'en cas de congestion des canaux d'interconnexion.

### b) Canaux d'interconnexion

L'interconnexion est entièrement libre sur les deux niveaux de métallisation dans les canaux d'interconnexion ; sauf dans les zones occupées par les rails d'alimentation.

La capacité des canaux est fixée ; mais sa valeur est différente suivant les canaux : à titre d'exemple, la capacité des canaux du réseau ACE900 de la figure 1a est de 13 pistes pour les canaux horizontaux, et de 18 ou 22 pistes pour les canaux verticaux.



### 1.3 Caractéristiques des circuits implantés

#### a) Description du circuit logique

Les circuits sont décrits sous forme de cellules de bibliothèques interconnectées.

La bibliothèque de cellules comprend une cinquantaine de macro-fonctions . Chaque cellule de bibliothèque, préalablement optimisée électriquement, est décrit dans le système par sa fonction logique, ses caractéristiques temporelles et sa topologie.

L'intra-connexion de la cellule est inconnue de l'utilisateur.

Il existe une implantation unique pour chaque macro-fonction logique.

Une cellule peut inclure plusieurs fonctions logiques distinctes : il peut donc exister un nombre non-négligeable de connexions internes ( connexion entre différentes fonctions logiques d'une même cellule ).

#### b) Caractéristiques topologiques des cellules

Les cellules sont décrites sous la forme d'un ensemble de rectangles.

Elles peuvent occuper un ou plusieurs sites unitaires; leur forme peut être rectangulaire ou non (forme en L des cellules qui occupent 3 sites).

Le nombre de points de contact par cellule est très variable (de 4 à 27 contacts).

Suivant la taille et le type de la cellule, les points de contact peuvent être répartis sur une ou plusieurs faces :

- une face unique pour les cellules d'interfaçage,
- deux faces perpendiculaires pour une cellule logique unitaire.

Les cellules à quatre faces de contacts constituent une exception (cellule centrale occupant 4 sites unitaires).

### c) Caractéristiques technologiques et électriques

Les fonctions sont réalisées en technologie ECL (emitter-coupled logic) et les entrées/ sorties sont compatibles ECL 100.

Cette technologie bipolaire très rapide (0,35 ns/porte) est utilisée surtout dans les unités centrales d'ordinateurs et les télécommunications.

Les caractéristiques de connectivité des réseaux de cellules dans cette technologie sont les suivantes :

- il existe un nombre important de connexions multi-terminales : en moyenne les connexions ont 3 ou 4 points de contact,
- le nombre maximum de points de contact par connexion est important : une équipotentielle peut relier 50 points de contact.

## I.4 Contraintes de conception

### a) Contexte C.A.0

Les programmes d'implantation automatique du système IACA sont intégrés dans le système C.A.D. "Delila" de la RTC.

Ce système comprend des procédures d'édition graphique, de vérification des règles de dessin, et de vérification de conformité entre l'implantation finale et la conception logique.

L'implantation automatisée des circuits doit pouvoir être utilisée par des non-spécialistes et produire un résultat en quelques minutes (ou dizaines de minutes) ; on utilisera donc des heuristiques d'implantation particulièrement rapides.

b) Contraintes de conception

Contraintes de placement :

- Le concepteur veut pouvoir imposer le placement de certaines cellules (en général, les cellules d'entrée-sortie reliées aux broches).
- Souvent le concepteur a une idée précise du plan de masse du circuit (répartition globale des registres d'un circuit séquentiel, par exemple). L'utilisateur doit pouvoir proposer le placement d'une partie ou de la totalité du circuit à implanter ; cette proposition peut être remise en cause par le programme de placement.

Contraintes de tracé :

Certaines équipotentiels (dites "critiques") doivent être tracées au plus court chemin sans considération de capacité des canaux, (en général, ce sont les signaux d'horloge et de commande de bascules).

Ces équipotentiels sont déterminées par le concepteur au cours de la conception logique du circuit, et sont signalées par un indice de "criticité".

## CHAPITRE II PRESENTATION DU SYSTEME IACA

### II.1 Domaine d'application

Le système d'implantation automatique IACA réalise le placement et le tracé des connexions sur des réseaux constitués de blocs rectangulaires séparés par des canaux d'interconnexion à 2 niveaux de métallisation dont la capacité est fixe.

Les blocs sont des sites ou des macro-sites dont la localisation et la taille sont prédéterminées. Ils peuvent accueillir des cellules de taille différente et de forme non-rectangulaire mais qui occupent un nombre entier de sites unitaires.

L'interconnexion entre les cellules est réalisée uniquement dans les canaux d'interconnexion.

Le système IACA a été développé principalement pour l'implantation automatique sur des réseaux de cellules prédiffusés.

Il peut aussi être appliqué sur d'autres structures qui présentent les mêmes caractéristiques (par exemple, cartes imprimées bi-couches).

### II.2 Principe du système

Le système IACA est composé de trois modules principaux :

- le module PLACA qui effectue le placement des cellules,
- le module CHACA de tracé global des connexions qui effectue l'assignation des connexions aux canaux,
- le module TRACA de tracé fin des connexions dans les canaux.

L'originalité du système IACA réside en une optimisation prédictive des critères de chaque module lors du traitement du ou des modules précédents ; en particulier, toute l'attention a été portée sur l'uniformisation prédictive des densités de connexions de façon à assurer le succès de la phase finale de tracé réalisée par un "dogleg channel router".

La finesse d'évaluation des critères d'optimisation du placement et du tracé, ainsi que l'expression des fonctions "coût" sont adaptées spécifiquement aux caractéristiques et contraintes de chaque structure : ils sont utilisés par les différents modules sous la forme de paramètres ou de procédures externes.

### II.3 Organigramme général

L'organisation générale du système est décrite par l'organigramme de la figure 2.

Les différents modules effectuent le traitement suivant :

#### - Placement des cellules PLACA

- a) Placement initial interactif (facultatif) : placement par le concepteur des cellules dont le site est imposé ou proposé.
- b) Placement constructif des autres cellules : le coût du placement est réduit à la minimisation des longueurs de connexion.
- c) Amélioration itérative du placement : la minimisation du coût global du placement tend à l'uniformisation des densités de connexions sur le réseau.

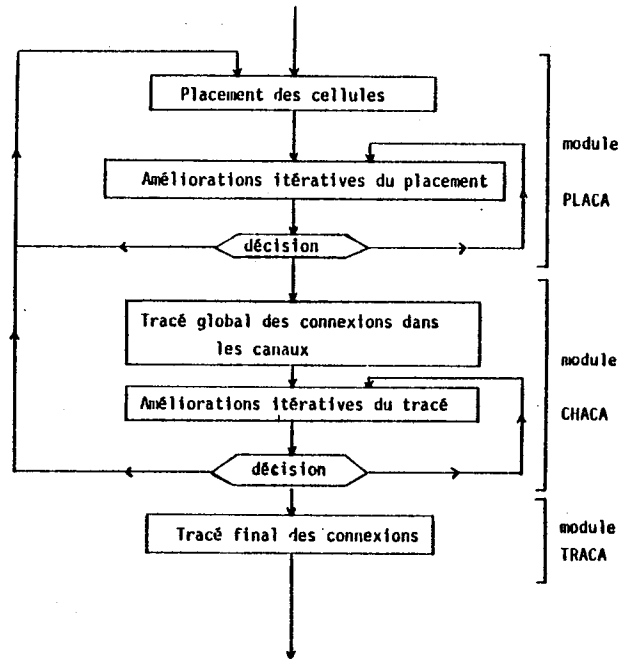
#### - Tracé global des connexions CHACA

- a) Tracé constructif de toutes les connexions,
- b) Améliorations itératives du tracé des connexions non-critiques afin d'uniformiser les densités de connexions dans les canaux.

#### - Tracé des connexions dans les canaux TRACA

### II.4 Interface concepteur/machine

En fin de traitement de chaque module, le système propose au concepteur une évaluation de la qualité du traitement et de la faisabilité des phases suivantes.



**figure 2 : Organigramme général du système IACA**

L'évaluation de la qualité d'une phase de traitement est donnée par l'impression des valeurs des critères de coût et par des renseignements supplémentaires (moyenne, écarttype et histogramme des densités de connexions). La faisabilité des phases suivantes est estimée par le système à titre indicatif ; la décision finale revient au concepteur au vu des renseignements précédents.

Elle peut prendre trois formes :

- succès de la phase : passage à la phase suivante,
- échec de la phase : retour à une phase précédente avec changements possibles des contraintes de conception,
- poursuite de l'amélioration itérative de la phase (pour les modules de placement et de tracé global).

L'évolution des résultats entre deux phases d'améliorations itératives d'un placement ou d'un tracé global permet au concepteur de juger de la nécessité ou non de poursuivre l'amélioration de la phase en cours de traitement.

En particulier, le contrôle de l'évolution du placement permet d'adapter, à chaque circuit traité, le compromis final entre la minimisation des longueurs de connexions et l'optimisation des critères de densité (critères généralement antagonistes).

## CHAPITRE III PLACEMENT

### III.1 Stratégie générale

Le but de la phase de placement est double :

- implanter tous les éléments du circuit sur le réseau
- préparer la phase de tracé

L'implantation de tous les éléments n'est pas triviale lorsque les cellules ont des formes et des tailles différentes. Heureusement, dans notre cas, les cellules occupent un nombre entier de sites unitaires.

De plus, le placement doit optimiser certains critères liés au tracé afin de faciliter les phases de tracé et de favoriser leurs succès.

Les critères pris en compte sont :

- la minimisation de la longueur totale des connexions
- la minimisation et l'uniformisation des densités de connexions dans le réseau, respectivement aux capacités des canaux

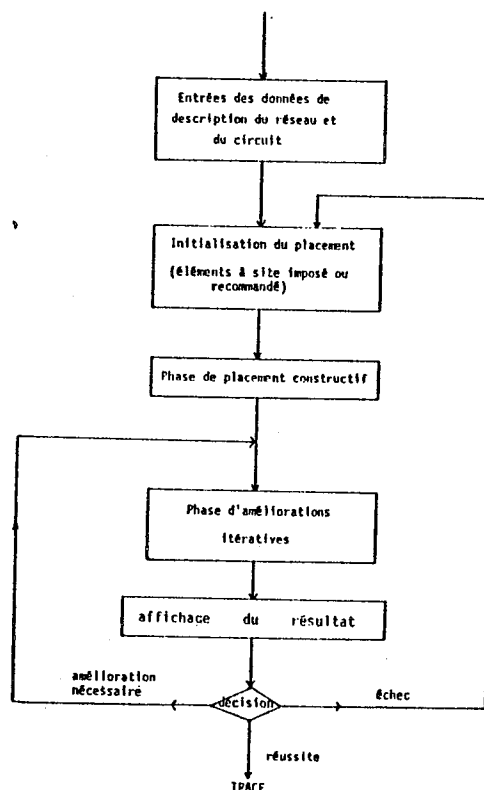


Figure 3 : Organigramme général du placement

L'organigramme général de la phase de placement est représenté figure 3 ; elle se décompose en deux parties :

1ère partie : Placement initial constructif

a) initialisation du placement

Le concepteur peut placer interactivement des éléments sur le réseau :

- soit de manière impérative (éléments à site fixé),
- soit de manière indicative (ces éléments peuvent être déplacés au cours de la phase d'améliorations itératives du placement).

Si aucun pré-placement n'est effectué, le programme choisit un élément initial qui est placé au centre du réseau.

b) Phase constructive

Les éléments non-traités sont placés séquentiellement. Chaque élément est placé sur le site qui optimise le coût réduit  $C_r(P)$  du placement.

2ème partie : améliorations itératives du placement

Les éléments, dont le site n'est pas fixé, sont traités séquentiellement. Chaque élément traité constitue l'élément initial d'une modification du placement. La modification est acceptée si le coût global  $C(P)$  du placement est amélioré.

Le concepteur peut relancer la phase d'améliorations itératives jusqu'à ce que le placement soit acceptable ; il peut aussi décider de définir un nouveau placement initial si le résultat final n'est pas satisfaisant.



### III.2 Choix des critères et expression du coût global du placement :

Sous réserve que toutes les cellules soient placées, les critères de placement concernent uniquement l'optimisation prédictive du tracé.

Au cours de la phase de placement, l'optimisation prédictive des critères de tracé porte sur la minimisation des longueurs de connexion, la minimisation et l'uniformisation des densités de connexions sur l'ensemble du réseau.

Le degré de prédiction du tracé est faible car les ressources d'interconnexion sont importantes (maillage régulier de canaux, capacité importante des canaux) : pour une connexion, il existe donc beaucoup de chemins possibles dont le choix ne peut être fait qu'en fonction de critères d'occupation des canaux lors du tracé global.

#### III.2.1. Critère de longueur des connexions

La longueur ( $L_i$ ) d'une connexion ( $i$ ) est estimée par le demi-périmètre du rectangle qui englobe ses points de contacts placés (Fig. 4 b).

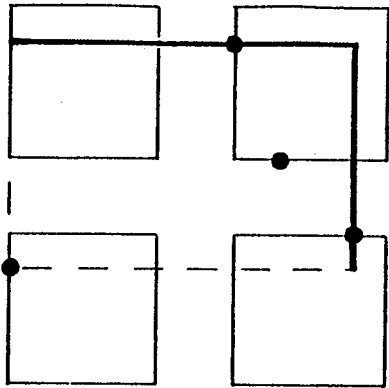
$$L_i = (x_{\max} - x_{\min}) + (y_{\max} - y_{\min})$$

Cette modélisation est rapide à évaluer, et donne une bonne estimation de la longueur des connexions sur une structure matricielle de sites.

On remarquera que la longueur réelle d'une connexion sur ce type de réseau de cellules (Fig. 4a) dépend essentiellement de la longueur des troncs dans les canaux ; les estimations plus "sophistiquées" par "arbre de Steiner rectiligne" ou "arbre minimum" (cf. A II.1.6.1) produisent souvent un redondance des segments qui utilisent le même tronc (voir Fig. 4c et 4d).

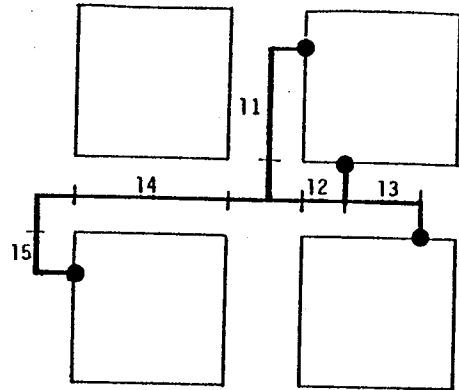
Le critère de longueurs des connexions est évalué par :

$$L_c = \sum_i L_i$$



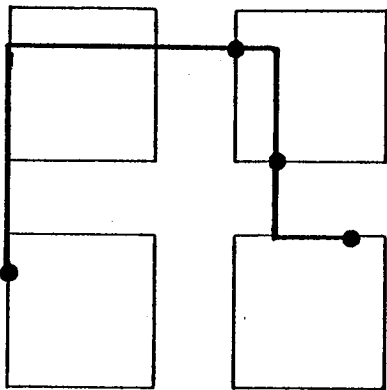
a) Evaluation par le demi-périmètre du rectangle englobant

$$L_{DP} = L_R - 5l$$



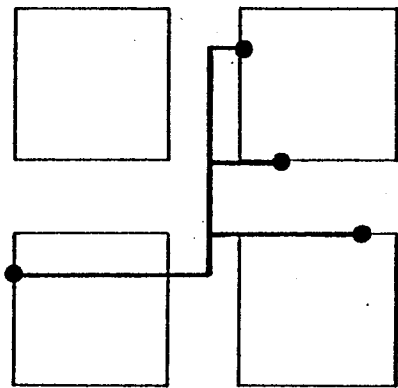
b) Longueur réelle de la connexion

$$L_R = l_1 + l_2 + l_3 + l_4 + l_5 + 10l$$



c) Modèle d'arbre minimum

$$L_{MT} = L_R + l_1 - 4l$$



d) Modèle d'arbre de Steiner rectiligne

$$L_{TL} = L_R + l_3 - 3l$$

**Figure 4 : Evaluation de la longueur d'une connexion**

(on notera  $l$  = demi-largeur d'un canal et  $l_n$  = longueur d'un tronç (n) de la fig.4b)

### III.2.2 Critères de densité des connexions

#### a) Valeur utile de densité :

On estime les densités de connexions sur le circuit en définissant des lignes de coupes horizontales et verticales qui traversent tout le réseau (Fig. 5). La valeur utile de densité affectée à une ligne de coupe ( $cl$ ) est le nombre ( $ft$ ) de pistes libres qui traversent cette ligne ; cette valeur est donnée par la relation :

$$ft_i = cap_i - d_i$$

où  $cap_i$  est le nombre de pistes qui traversent la ligne de coupe  $cl_i$  et  $d_i$  est le nombre de connexions qui traversent la ligne de coupe  $cl_i$ .

Une équipotentielle traverse une ligne de coupe verticale (resp. horizontale) de coordonnée  $X$  (respectivement  $Y$ ) si elle possède des contacts placés  $(x,y)$  tels que  $x_{min} < X$  et  $x_{max} > X$  (respectivement  $y_{min} < Y$  et  $y_{max} > Y$ ).

La valeur ( $cap_i$ ) représente la somme des capacités des canaux traversés perpendiculairement par la ligne de coupe ; c'est une donnée du programme. La valeur de densité ( $ft_i$ ) est une estimation rapide à calculer et proche des valeurs réelles (petit nombre de troncs pour une connexion multi-terminale voir fig. 3a).

#### b) Choix des lignes de coupe

L'ensemble "optimum" de lignes de coupe est un paramètre du programme : il dépend de la structure du réseau. Le nombre et la position des lignes de coupe sont déterminés par les considérations développées au chapitre A.II.III.7 :

- chaque zone de canal doit être traversée par au moins une ligne de coupe,
- les lignes de coupe sont disposées de façon à encadrer les zones d'interconnexion : les faces de contact fortement connectables ne doivent pas être partitionnées exagérément par les lignes de coupes,
- le nombre de ligne de coupe est fixé de façon à ce que la minimisation des densités dans les canaux verticaux soit équilibrée avec la minimisation des densités dans les canaux horizontaux.

L'évaluation de cette dernière condition a été appliquée en &A III.II.7.5 au réseau ACE. Le résultat donne un rapport du nombre de lignes de coupe horizontales et verticales égal à 1.

On définit deux ensembles de lignes de coupe qui correspondent à ces critères pour les réseaux ACE :

- Ensemble "minimum" : (Fig. 5 a)

Chaque macro-bloc est partagé horizontalement et verticalement par une ligne de coupe à la frontière entre deux sites.

Cet ensemble favorise le groupement de cellules fortement interconnectées autour des zones d'intersection de canaux.

- Ensemble "par zones de canal": (Fig. 5 b)

Chaque zone de canal et les deux faces de macro-blocs adjacents sont encadrées par deux lignes de coupe horizontales et deux lignes de coupe verticales.

Cet ensemble favorise le groupement de faces de cellules fortement interconnectées autour des zones de canaux.

Les résultats expérimentaux de placement selon ces différents ensembles sont présentés par le tableau 63 (partie A) ; l'expérimentation ne permet pas de déterminer un ensemble systématiquement meilleur qu'un autre, mais l'ensemble "par zones de canaux" semble statistiquement donner les meilleurs résultats . Par défaut, l'ensemble de lignes de coupe standard utilisé dans le programme de placement est l'ensemble "par zones de canal".

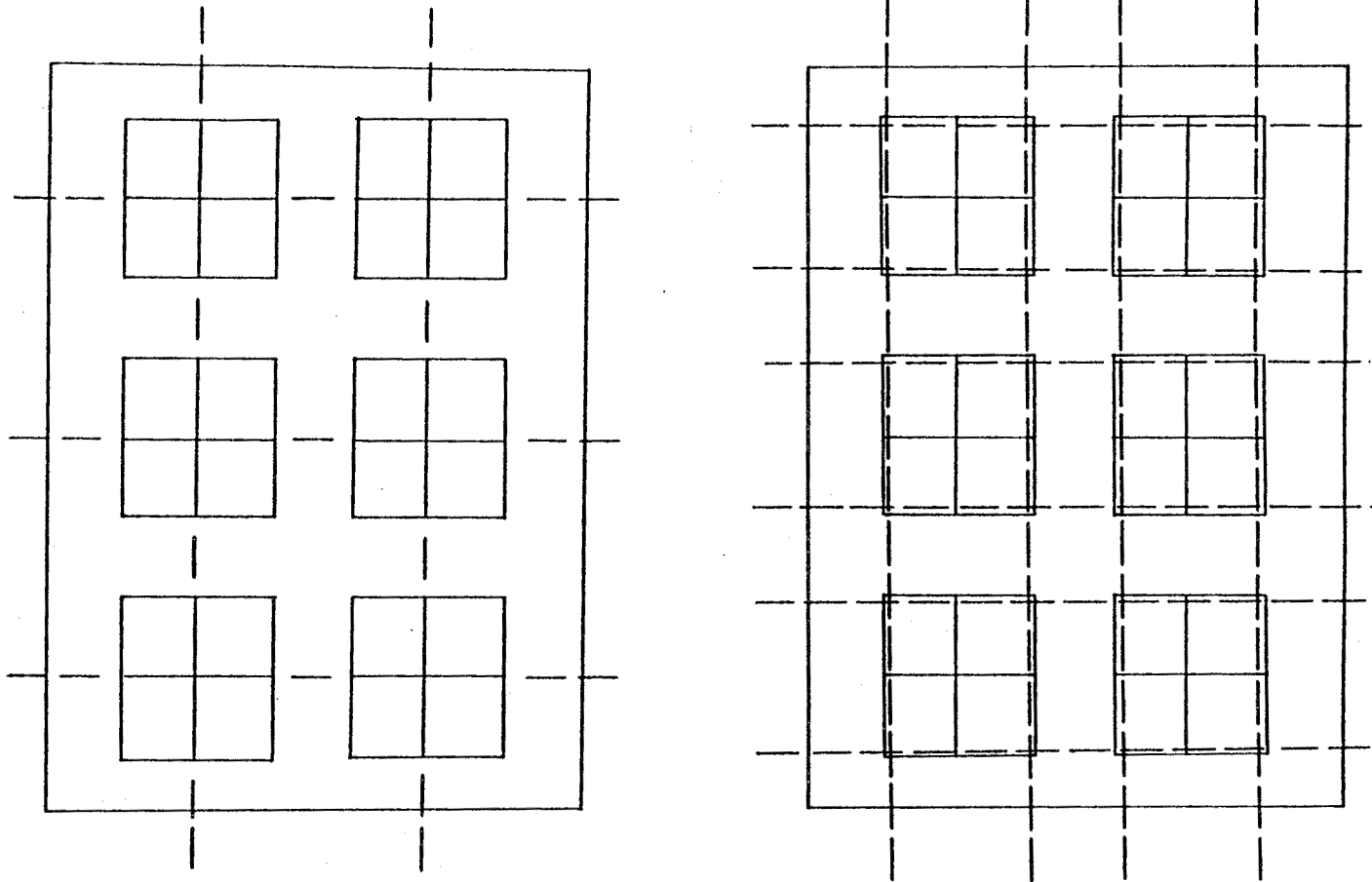


Figure 5 : lignes de coupe d'un réseau ACE

c) Expression des critères de densité

Nous utilisons trois critères de densité, évalués à partir des densités  $ft_i$  des lignes de coupe  $cl_i$ .

Ce sont par ordre d'importance :

- la valeur minimale du nombre de pistes libres qui traversent une ligne de coupe (critère à maximiser) :

$$mft = \min_i (ft_i)$$

- le nombre de lignes de coupe qui atteignent cette valeur (critère à minimiser) :

$$nbft = \sum_j cl_j / ft_j = mft$$

- la valeur totale du nombre de pistes libres (critère à maximiser) :

$$avft = \sum_i ft_i$$

La maximisation de la valeur (mft) représente l'objectif de traçabilité du placement :  $mft > 0$  constitue la condition minimale de faisibilité du tracé. De plus, l'optimisation de ce critère tend à uniformiser les densités de connexion dans les canaux.

L'optimisation du critère (nbft) tend à l'optimisation du critère (mft) : sa minimisation progressive jusqu'à 0 permet de décrémenter la valeur de (mft).

L'optimisation du critère (avft) tend à minimiser les densités de connexions dans les canaux.

D'autre part, ce critère est partiellement redondant avec le critère de minimisation de longueur des connexions, mais il tend à favoriser le regroupement des faces de contact fortement interconnectées autour des zones d'interconnexion : il constitue une correction de l'évaluation des longueurs de connexions  $L_c$  qui ne prend pas en compte l'impossibilité de passer au-dessus des cellules (voir fig. 6).

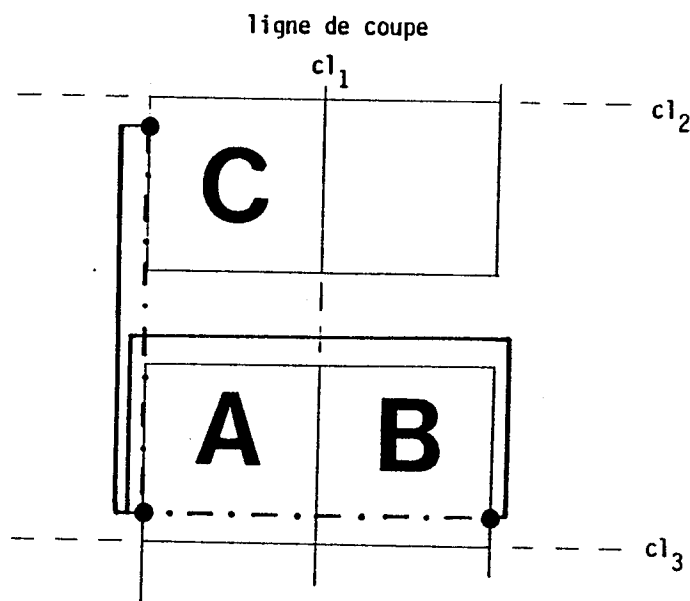


figure 6 : influence du critère (avft) sur le choix d'un site

contribution au cout d'un équipotentielle liée au site A :

site B :  $avft=1$   $L_c=16$  (longueur réelle=31)

site C :  $avft=0$   $L_c=18$  (longueur réelle=18)

Le critère (avft) sanctionne l'utilisation de canaux non-adjacents

### III.2.3 Expression du coût global du placement

Le coût global du placement  $C(P)$  est composé des 4 critères :  
mft, nbft, avft, Lc

#### a) Fonctions de coût utilisées

On définit deux "régimes" d'évaluation du coût :

- un régime "sévère" pour les circuits denses :

La minimisation des critères de densité est primordiale pour assurer la faisabilité du tracé.

La fonction coût est exprimée par l'ordre des critères :

mft > nbft > avft > Lc

$$C_1(P) = \begin{vmatrix} \text{mft} \\ \text{nbft} \\ \text{avft} \\ \text{Lc} \end{vmatrix}$$

$C_1(P)$  représente la fonction de coût standard du placement.

- un régime "souple" pour les circuits moins denses :

Le circuit est considéré comme traçable ; l'optimisation du placement porte sur la minimisation des longueurs des connexions et sur la minimisation des densités de connexions.

La fonction coût du placement s'exprime par l'ordre des critères :

avft > Lc

$$C_2(P) = \begin{vmatrix} \text{avft} \\ \text{Lc} \end{vmatrix}$$

## b) Discussion

En l'absence de renseignements sur le circuit à implanter, on fait l'hypothèse que ce circuit sera à priori difficile à tracer : on utilise donc la fonction de coût  $C_1(P)$  dans la version standard du module de placement.

Néanmoins, cette fonction présente l'inconvénient d'être trop draconienne lorsque le circuit ne présente pas de zone de saturation critique : l'optimisation du critère (mft) s'effectue, alors, au détriment de la minimisation du critère (Lc), bien que le placement soit traçable. Cet effet est illustré par le tableau 7 où sont comparés les résultats de placement de plusieurs circuits-test selon les fonctions de coût  $C_1(P)$  et  $C_2(P)$ .

L'analyse de ces résultats permet de fixer la valeur expérimentale d'un seuil de densité à partir de laquelle la minimisation du critère (mft) est inutile.

En exemple, le tableau 7 montre que la fonction de coût "souple"  $C_2(P)$  donne les meilleurs résultats de tracé si le taux d'occupation maximum des canaux est inférieur à 50 % ; ce résultat a été obtenu sur le réseau ACE 900 de la figure 1 ; mais il est probable que cette valeur-seuil dépende du réseau utilisé.

## c) Perspective

Une version plus élaborée du programme de placement permettra de passer automatiquement du régime "sévère" (fonction  $C_1(P)$ ) au régime "souple" (fonction  $C_2(P)$ ).

La condition de modification de la fonction de coût dépend de la valeur d'un quatrième critère de densité (tm) :

- on définit le taux d'occupation maximum du circuit (tm) par

$$tm = \text{Max}_i \left( \frac{cap_i - d_i}{cap_i} \right),$$



- $cap_i$  = nombre de pistes qui traversent la ligne de coupe  $cl_i$
- $d_i$  = nombre de connexions qui traversent la ligne de coupe  $cl_i$ .

La fonction de coût unique s'exprime en fonction d'un paramètre  $t_{mo}$ , évalué expérimentalement pour chaque réseau, par :

$$C(P) = C_1(P) \text{ si } t_m > t_{mo},$$

$$C(P) = C_2(P) \text{ si } t_m < t_{mo}.$$

circuits	taux d'occupation maximum estimé	résultat $C_1(P)$	résultat $C_2(P)$
TEST1	30%	1 piste 8222	1 piste 8272
TEST2	34%	2 pistes 8284	2 pistes 8198
TEST3	42%	1 piste 8533	2 pistes 8810
TEST4	48%	2 pistes 8762	2 pistes 7939
TEST5	51%	1 piste 10839	1 piste 11190
TEST6	73%	1 piste 10659	1 piste 11256

tableau 6 : Comparaison des placements obtenus suivant 2 fonctions de coût

(la qualité des placements est évaluée par le résultat d'une phase ultérieure de tracé global des connexions) :

- le 1er chiffre donne le nombre minimum de pistes libres
- le 2ième chiffre donne la longueur totale des connexions )

### III.3 Placement constructif

#### III.3.1 Stratégie du placement constructif

Le placement constructif est effectué en deux parties :

1ère partie : initialisation du placement :

- le concepteur peut placer interactivement des cellules sur le réseau :
- soit en fixant définitivement la position de la cellule,
- soit en proposant un site pour cette cellule ; sa position peut être modifiée au cours de la phase d'amélioration itératives du placement.
- si aucun pré-placement n'est effectué, le programme assigne un élément logique au centre du réseau. Cet élément est déterminé par la règle de sélection de l'élément initial (coût de sélection  $I_c$ ).

2° partie : placement constructif des autres éléments :

Le placement constructif est réalisé par une méthode de placement par relaxation (cf A II.II.2.3.4) :

Les éléments sont placés séquentiellement.

A chaque étape du placement :

- un élément candidat unique est retenu par la règle de sélection des éléments (coût de sélection  $E_c$ ),
- on réalise un essai de placement de l'élément sur plusieurs sites libres proches d'un point de relaxation de cet élément ; l'essai retenu est celui qui optimise le coût  $C_r(P)$  du placement.

Le coût du placement est réduit à la minimisation de la longueur des connexions :

$$C_r(P) = L_c.$$

L'organigramme général de la phase est représenté par la figure suivante :

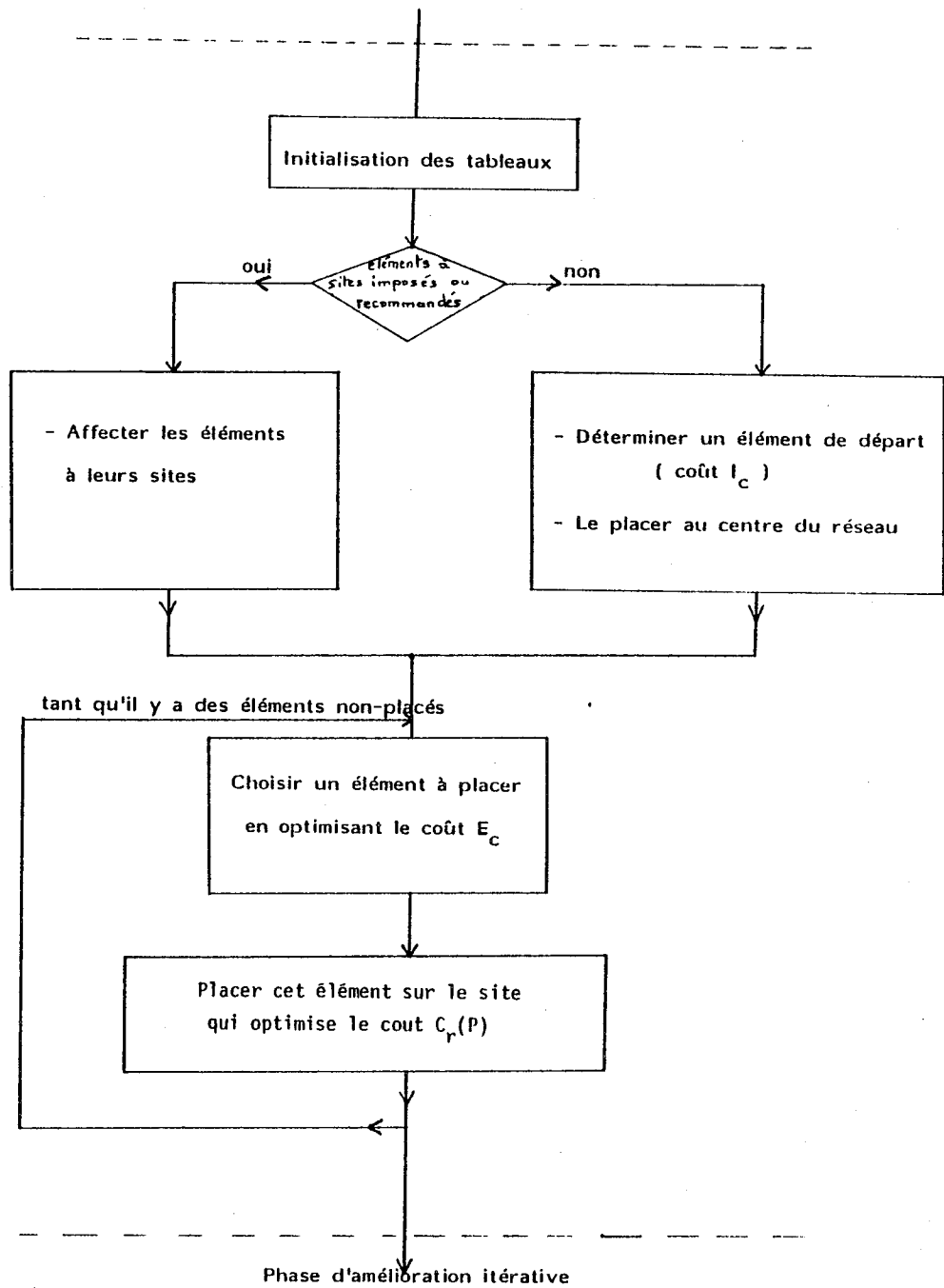


Figure 7 : Organigramme de la phase de placement constructif

### III.3.2 Justification du choix de la méthode de placement

#### a) Heuristique d'essai

On utilise une méthode de placement constructif très déterministe : la disparité entre les tailles des éléments et entre leurs types (cellules périphériques, cellules logiques), la forte interconnectivité des macro-fonctions et les caractéristiques de connectique de la structure permettent de définir des règles de sélection des éléments et des sites très sélectives. Les critères de ces règles sont évalués à partir d'une description bipartite du circuit logique (cf A II.III.1.1).

#### b) Stratégie ascendante/descendante

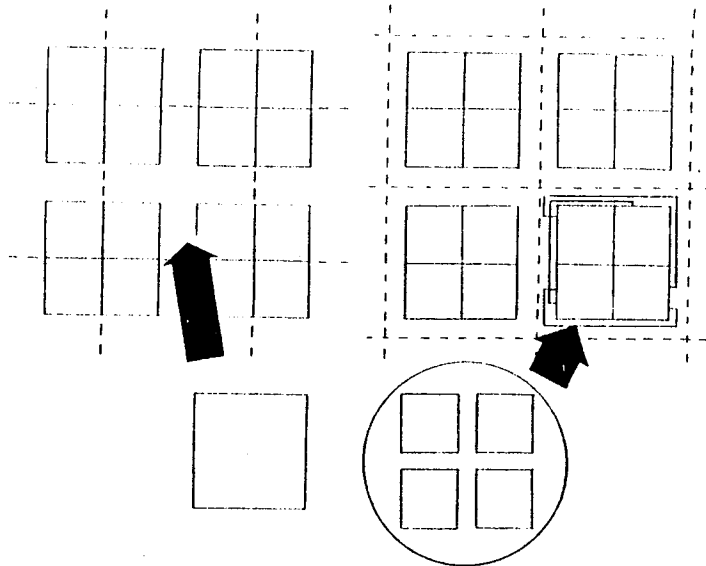
Nous utilisons une méthode de placement constructif ascendante : cette approche permet de prendre en compte la position réelle des points de contact afin d'évaluer la longueur des connexions.

Une stratégie de placement réalisée par une méthode de placement par bipartitionnements successifs n'est pas souhaitable sur ce type de structure :

- l'ordre "optimum" de traitement des lignes de partition consiste à traiter d'abord les lignes de coupe des macro-sites (cf. A II.III.6.1). Ces partitions permettraient de minimiser les densités de connexions dans les zones de canaux ; mais cet ordre n'est pas applicable sur ces réseaux puisqu'il ne permet pas de placer les cellules qui occupent plusieurs sites (Fig. 8a ).

- cette contrainte nécessite le fait de traiter en premier les lignes de partition qui empruntent les canaux d'interconnexion ; l'optimisation de ces bi-partitions conduit à regrouper les cellules fortement connectées dans un même macro-site : ce résultat va à l'encontre de l'optimisation des critères de densité (Fig. 8b).

Ces considérations ont été étudiées plus précisément au chapitre A II.III.6.2



**figure 8 : inadéquations des méthodes par bipartitionnements**

**c) Choix de la méthode de placement**

L'utilisation d'une méthode de placement par relaxation se justifie par les considérations suivantes :

- le placement est généralement initialisé par un pré-placement définitif des cellules d'interfaçage sur la périphérie du réseau : cette initialisation conduit à chercher une position barycentrique des cellules centrales auxquelles elles sont connectées. On remarquera que, sur ce type de réseau, une cellule centrale peut posséder un grand nombre de connexions reliées à plusieurs cellules d'interfaçage.

- si aucun pré-placement n'est effectué, cette méthode de placement conduit naturellement à une construction par croissance épitaxiale à partir de l'élément central.

Néanmoins, on ne peut pas définir un ordre strict de traitement des sites (c.a.d. une stratégie "serpent" ) : un site de la partie centrale est plus connectable aux sites qui lui font face qu'aux sites qui appartiennent à son macro-site.

A chaque étape du placement, il reste donc nécessaire de ne pas considérer uniquement les sites libres adjacents aux éléments déjà placés, mais d'effectuer des essais de placement de l'élément-candidat sur un ensemble de sites assez important pour contenir aussi les sites qui font face aux éléments placés.

### III.3.3 Choix d'un élément initial du placement

Lorsqu'aucun élément n'est placé par le concepteur, que ce soit à titre définitif ou à titre indicatif, on choisit comme élément initial du placement un élément logique qui est placé au centre du circuit.

Les critères de choix de cet élément sont par ordre d'importance :

Ic1 - son type (obligatoirement une cellule logique),

Ic2 - son indice de profondeur par rapport aux cellules périphériques,

Ic3 - le nombre total d'équipotentiels de la cellule (préférence aux cellules très connectées),

Ic4 - sa taille (préférence aux cellules de taille importante)

L'indice de profondeur Ic1 d'un élément correspond à une évaluation des relations de connectivité entre cette cellule et les cellules d'interfaçage qui sont (ou seront) disposées sur la périphérie du circuit.

Le calcul de l'indice de profondeur est réalisé à partir de la construction d'un graphe en couches pondéré du réseau logique ; la procédure de calcul est présentée et détaillée au chapitre A II.III.4.3.

L'élément central est choisi parmi les éléments dont l'indice de profondeur est maximum (éléments les plus "éloignés" des cellules périphériques).

Le critère Ic3 permet de bien initialiser les valeurs de connectivité des éléments suivants.

### III.3.4 Choix d'un élément candidat

A chaque étape du placement constructif, on sélectionne un élément unique candidat au placement, parmi les éléments non placés.

La règle de sélection des éléments consiste à choisir l'élément non placé (e) dont le coût de sélection  $E_c$  est optimum.

Les composantes du coût  $E_C$  sont par ordre d'importance :

Ec1 - l'existence d'une relation de connectivité avec les éléments placés,

Ec2 - la taille de l'élément e (préférence aux plus grandes cellules),

Ec3 - la connectivité relative de l'élément :

c'est le (nombre d'équipotentiels de e présentes sur le circuit)  
divisé par le (nombre total d'équipotentiels liées à l'élément e),

Ec4 - le nombre total d'équipotentiels de l'élément e,

Ec5 - le type de l'élément (préférence aux cellules logiques).

Les critères Ec1 et Ec2 correspondent à la condition de faisabilité du placement : les cellules qui occupent plusieurs sites doivent être placées en premier sans quoi elles ne disposeraient plus de macro-sites de taille suffisante.

Le critère Ec3 exprime les relations de connectivité entre l'élément candidat et les éléments déjà placés : on sélectionne un élément fortement connecté aux éléments déjà placés.

Mais la mesure de connectivité est pondérée par le nombre total d'équipotentiels de l'élément de façon à tenir compte des grandes variations en nombre de connexions des éléments d'un réseau de cellules.

L'évaluation de Ec3 correspond donc au pourcentage d'équipotentiels présentes.

Le critère Ec4 exprime le choix préférentiel d'un élément fortement connecté aux autres éléments de façon à obtenir des critères de sélection Ec3 significatifs pour le choix des éléments suivants.

Le critère Ec5 exprime le fait qu'à critères précédents égaux, la recherche du meilleur site d'un élément est plus restreinte pour une cellule qui occupe une position centrale que pour une cellule périphérique.

### III.3.5 Choix du meilleur site

#### a) Principe

A chaque étape du placement constructif, l'élément sélectionné (e) est placé sur un site libre tel que le coût partiel du placement  $C_r(P)$  soit optimum.

L'optimisation du coût  $C_r(P)$  représente la minimisation de la longueur des connexions placées.

La recherche du "meilleur site" est effectuée en deux parties :

##### i) Restriction des sites candidats :

On restreint les sites candidats au placement de l'élément (e) aux  $\epsilon$  sites les plus proches d'un point de relaxation de cet élément.

La position du point de relaxation est donnée par le barycentre des contacts auxquels l'élément est relié.

##### ii) Calcul du meilleur site :

L'élément e est affecté provisoirement à chacun des sites candidats .

Le site retenu est celui qui optimise le coût  $C_r(P)$  ; c.a.d le site pour lequel la longueur des connexions de (e) est minimum.

#### b) Règle de sélection des sites

#### Evaluation du barycentre d'un élément

Soit un élément E sélectionné dont les points de contact sont reliés aux équipotentiels  $eq_E$ .

Considérons l'ensemble CT des points de contact (j) des éléments placés, reliés aux équipotentiels  $eq_E$ .

On appellera barycentre de l'élément E, le barycentre B des coordonnées  $(x_j, y_j)$  des points de CT défini par :

$$x_B = \frac{\sum_{j=1}^{|CT|} x_j}{|CT|} \quad ; \quad y_B = \frac{\sum_{j=1}^{|CT|} y_j}{|CT|}$$



c) Critère de sélection d'un site :

Pour chaque site libre (s), on évalue la distance  $L_B(s)$  entre le centre du site et le barycentre B de l'élément sélectionné.

L'ensemble des sites est classé suivant la valeur croissante de la distance  $L_B(s)$  ; un site (S) est sélectionné si il appartient aux  $\epsilon$  premiers sites.

Le nombre maximum de sites candidats E est évalué par :  $\epsilon = \epsilon_0 * T$   
où T représente la taille de l'élément candidat exprimée en nombre de sites,  
et  $\epsilon_0$  est un paramètre du programme ; on utilise par défaut la valeur optimum  
 $\epsilon_0 = 4$ .

En fait, on utilise une règle de sélection plus complexe et plus draconienne : l'expression de cette règle et la justification de la valeur  $\epsilon_0 = 4$  sont détaillées en paragraphe A II.III.5.

### III.4 Phases d'améliorations itératives du placement

#### III.4.1 Organigramme général d'une phase d'améliorations itératives

Les phases d'améliorations itératives du placement ont pour but d'améliorer le coût global  $C(P)$  du placement en modifiant la position des éléments placés.

Au cours d'une phase d'améliorations itératives, tous les éléments sont considérés successivement comme l'élément initial d'une procédure de modification du placement.

La modification est conservée si le coût global du placement  $C(P)$  est amélioré ; sinon elle est annulée.

La procédure de modification du placement est constituée par une procédure d'échanges entre plusieurs éléments.

La figure 9 donne l'organigramme général d'une phase d'améliorations itératives.

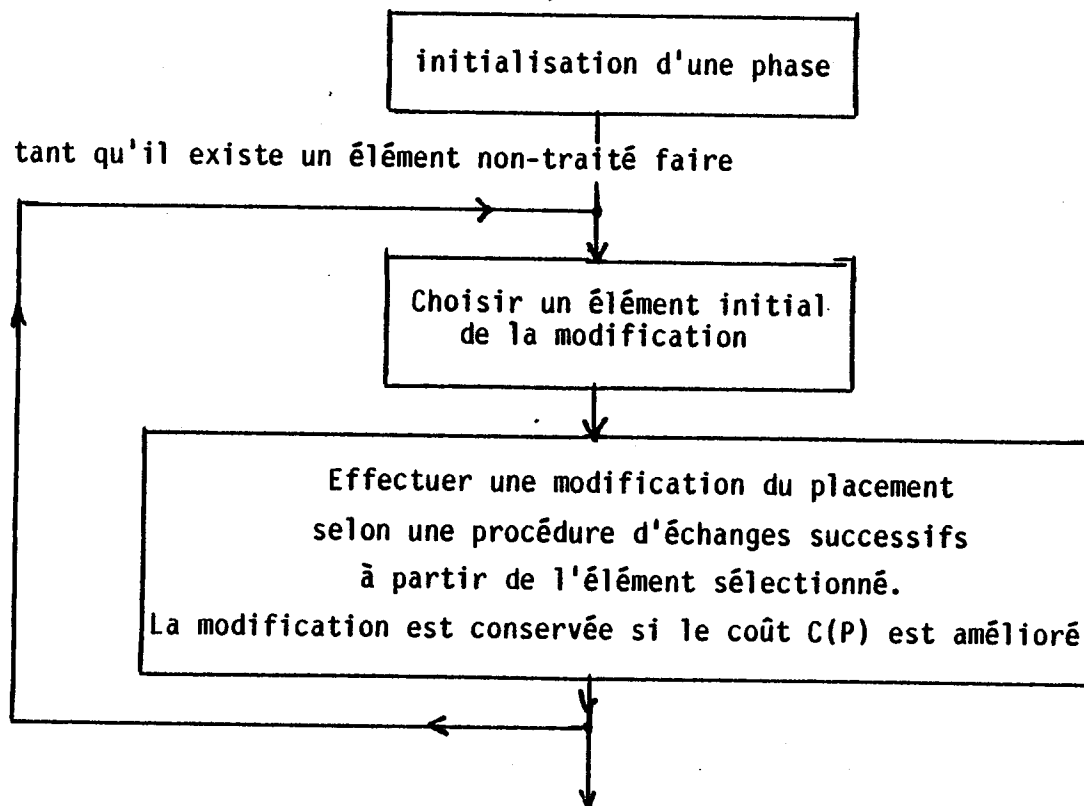


Figure 9 : Organigramme général d'une phase d'améliorations itératives

### III.4.2 Caractéristiques de la méthode d'améliorations itératives

La stratégie que nous utilisons tient compte de deux caractéristiques suivantes :

a) Condition d'échange : 2 éléments ne peuvent être échangés que si ils sont de même taille.

Cette condition est trop restrictive dans notre cas ; nous utiliserons donc une procédure d'échange qui permette de traiter indifféremment des éléments ou des ensembles d'éléments de même taille.

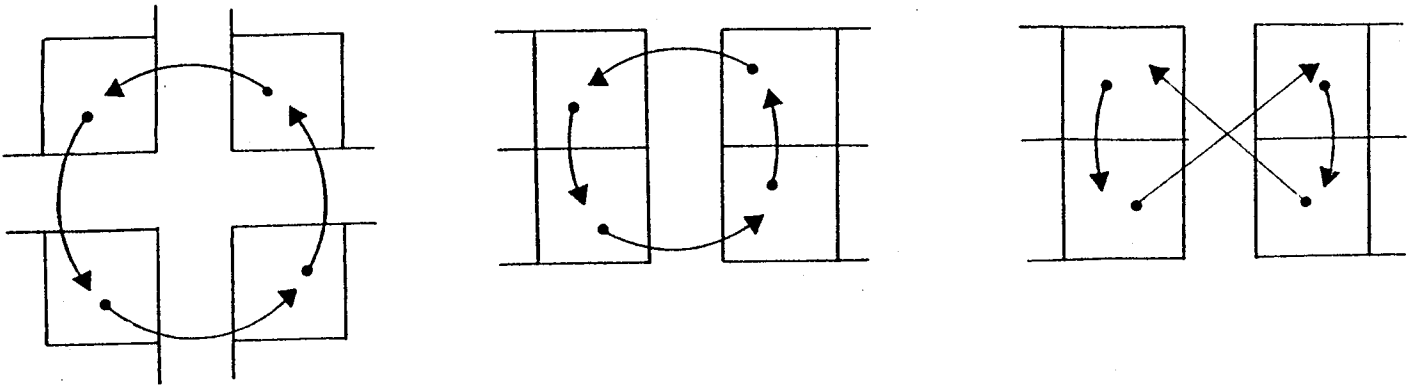
Exemple : une cellule qui occupe 3 sites ne sera pas traitée en tant que telle ; elle sera associée à la cellule qui occupe le 4ème site du macro-site (cellule complémentaire) : cet ensemble pourra être échangé avec tous les ensembles d'éléments qui occupent un macro-site entier.

Indépendamment de ce traitement, la cellule complémentaire pourra être échangée avec une autre cellule de même taille (1 site unitaire).

b) Procédure d'échange :

La figure 10 représente plusieurs configurations d'échange plus complexes que l'échange de 2 éléments, qui peuvent à l'évidence conduire à une amélioration de placement ; en particulier on peut faire l'hypothèse que des permutations circulaires d'éléments situés autour d'une zone d'intersection de canaux, ou situés autour d'une zone de canal représentent des configurations d'échange indispensables sur ce type de structure ; la figure 11 donne un exemple d'amélioration du placement par une permutation circulaire qu'il n'est pas possible d'obtenir par des échanges successifs de paires d'éléments.

Nous utiliserons donc une procédure d'échanges multiples entre plusieurs éléments.



a) permutation circulaire  
autour d'une  
zone d'intersection

b) permutation circulaire  
autour d'une  
zone de canal

c) permutation  
croisée

Figure 10 : Configurations d'échanges complexes sur les réseaux ACE

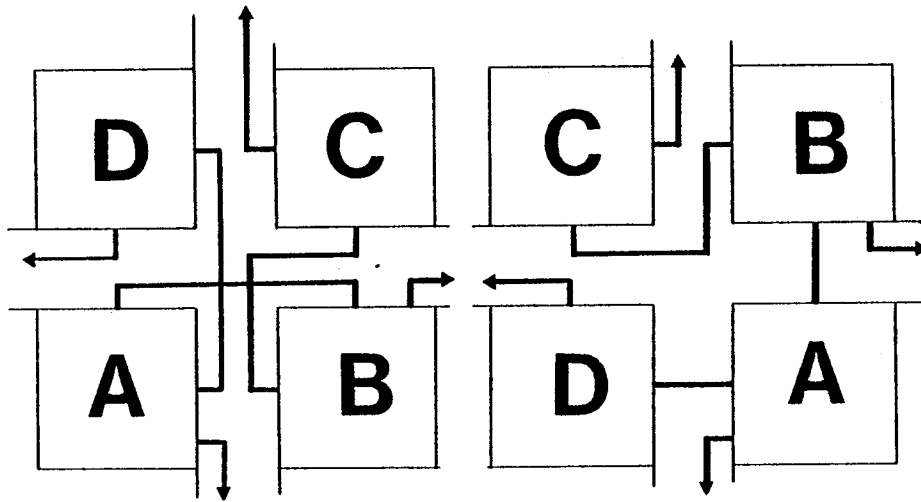


Figure 11 : Amélioration d'un "bon placement" par une permutation circulaire de 4 éléments suivant la procédure de la figure 10a

### III.4.3 Conditions d'échangeabilité de 2 éléments

La procédure de modification du placement est basée sur la possibilité d'échanger la position de 2 éléments ou 2 groupes d'éléments.

Les conditions pour échanger deux cellules sont :

- même type (logique ou entrée-sortie),
- même taille,
- cellules déplaçables (dont le site n'est pas imposé).

La condition de taille étant trop restrictive dans notre cas (cellules de taille variable), on généralise la condition aux échanges entre cellules et groupes de cellules de même taille.

L'élément initial de l'échange fixe la condition de taille.

Exemple : un élément occupant quatre sites peut être échangé avec tout groupe de cellules occupant la même surface.

Un élément initial non-rectangulaire est regroupé avec la ou les cellules qui complètent le rectangle englobant ; ces cellules constituent le groupe initial de l'échange : la condition de taille est donnée par la surface du groupe initial.

Lorsqu'un groupe d'éléments est impliqué dans un échange, les critères du coût sont évalués globalement pour l'ensemble du groupe ; les positions relatives entre les éléments de ce groupe sont conservées sur le nouveau macro-site.

Par la suite, nous utiliserons le terme d'élément échangé pour désigner indistinctement une cellule ou un groupe de cellules.

#### III.4.4 Procédure d'échange

La procédure d'échange suit le principe de la méthode d'échanges successifs par relaxation (Général Force Directed Relaxation Method de Goto [GOT82]) présentée en A II.II.3.2.4.

La modification du placement d'un élément initial  $e_1$  se décompose en 4 étapes :

##### étape 1 :

On sélectionne les  $\varepsilon$  cellules ou groupes de cellules  $e_{2\varepsilon}$  échangeables avec  $e_1$ , les plus proches du barycentre de  $e_1$ .

##### étape 2 :

Le coût du placement est évalué pour chaque configuration de  $e_1$  (rotation, symétrie) sur chacun des macro-sites utilisés par les éléments  $e_{2\varepsilon}$ .

Le placement au meilleur coût partiel est conservé, et l'élément  $e_2$  correspondant est sélectionné pour l'échange.

##### étape 3 :

Le coût global du placement est évalué pour chaque configuration de l'élément  $e_2$  échangé sur le macro-site de l'élément initial  $e_1$  et la configuration au meilleur coût est mémorisée.

##### étape 4 :

Si le coût global du placement est amélioré, l'échange est conservé.

Sinon, le processus est repris à l'étape 1 en considérant les  $\varepsilon$  cellules ou groupes de cellules ( $e_{3\varepsilon}$ ) les plus proches du barycentre de  $e_2$ .

Le nombre  $\lambda$  d'itérations du processus est limité par le paramètre

$\lambda_{\max}$  :

si le coût global du placement n'est pas amélioré après  $\lambda_{\max}$  échanges successifs, la totalité de la modification du placement est abandonnée et les éléments  $\{e_1, e_2, \dots, e_{\lambda_{\max}}\}$  sont replacés sur leurs sites initiaux.

$\lambda_{\max} = 4$  est une valeur qui offre un bon compromis entre le temps de calcul et les résultats de la procédure d'échange ; en particulier, cette valeur permet de réaliser des permutations circulaires d'éléments autour des zones d'intersection ou des zones de canaux (voir figure 12). Cette valeur constitue la valeur par défaut du paramètre  $\lambda_{\max}$ .

L'organigramme complet d'une procédure d'échange est donné par la figure 13.

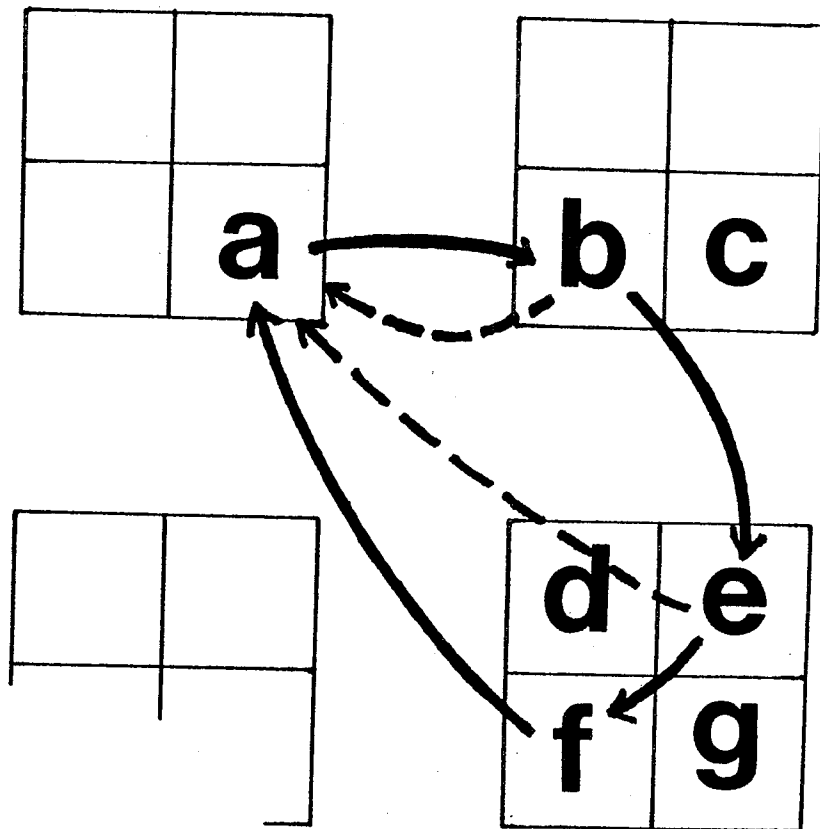


Figure 12 : Exemple d'échange entre 4 éléments obtenu après 4 itérations de la procédure d'échanges (  $\lambda_{\max} = 4$  ,  $\epsilon = 1$  )

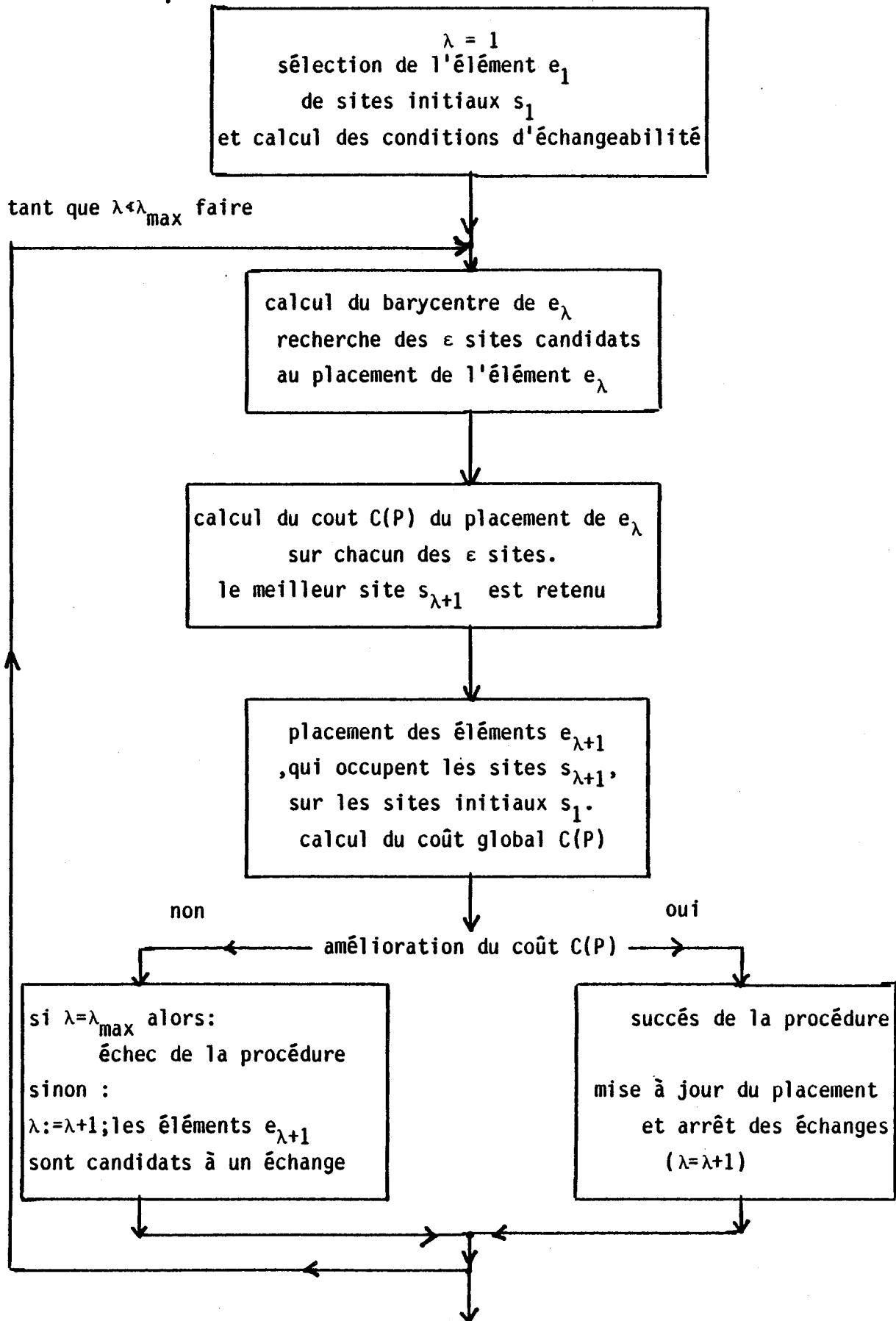


Figure 13 : Organigramme de la procédure d'échange



### Restriction des éléments échangés

A chaque étape  $\lambda$  de la procédure, les éléments susceptibles d'être échangés sont restreints aux  $\varepsilon$  éléments ou groupes d'éléments qui vérifient les conditions suivantes :

- ils vérifient les conditions d'échangeabilité définies en 4.3,
- ils représentent les  $\varepsilon$  éléments les plus proches du barycentre de  $e_\lambda$ .

La sélection des  $\varepsilon$  éléments est réalisée par la procédure de calcul des  $\varepsilon$  sites les plus proches d'un barycentre qui est décrite en 3.4.

### III.4.5 Ordre de traitement des éléments

Chaque élément, dont le site n'est pas fixé, est considéré successivement comme élément initial d'une procédure d'échange.

L'ordre de traitement des éléments est donné par les critères suivants, par ordre d'importance :

$E'_1$  -existence d'une relation de connectivité avec des éléments déplacés

$E'_2$  -taille de l'élément (préférence aux plus grandes :  
les petites cellules se réorganisent autour des grandes)

$E'_3$  -la connectivité relative de l'élément :  
c'est (le nombre d'équipotentiels de l'élément qui ont été  
modifiés au cours de la phase) divisé par (le nombre total  
d'équipotentiels de l'élément)

$E'_4$  -le nombre d'équipotentiels de l'élément, modifiés au cours  
de la phase d'améliorations itératives

$E'_5$  -le type de l'élément (préférence aux cellules logiques : les  
cellules périphériques s'organisent autour de la partie centrale)

## CHAPITRE IV TRACE GLOBAL DES CONNEXIONS

### IV.1 Buts du tracé global

La phase de tracé global a pour but d'assigner les connexions aux canaux d'interconnexion de façon à permettre le tracé final et à optimiser les critères intrinsèques du tracé.

La faisabilité du tracé final est représenté par deux objectifs :

- éviter, en cours de traitement, la saturation des canaux afin de pouvoir tracer toutes les équipotentiels,
- répartir la densité globale des connexions dans les canaux afin d'obtenir une marge de sécurité suffisante pour assurer le succès du tracé final : dans ce but, on cherche à uniformiser et à maximiser le nombre de pistes entièrement libres dans chaque canal.

Les critères intrinsèques d'optimisation du tracé sont constitués par :

- la minimisation de la longueur des connexions, en particulier pour les équipotentiels dites "critiques",
- la minimisation du nombre de changements de couches d'interconnexion.

Les objectifs de faisabilité du tracé étant primordiaux, on définit préalablement une modélisation très fine des canaux d'interconnexion afin d'obtenir une évaluation précise des densités de connexions dans les canaux.

## IV.2 - Modélisations du réseau-hôte

On utilise deux niveaux de modélisation du réseau-hôte :

- un modèle "macroscopique" qui reproduit l'organisation topologique des canaux d'interconnexion. Ce modèle est utilisé par l'algorithme de tracé des connexions.
- un modèle plus fin des zones de canaux qui permet de mémoriser des valeurs de densité obtenues au niveau de chaque pas de grille et de générer les connexions tracées en coordonnées réelles.

La localisation et la capacité des canaux étant fixées, ces modèles ne dépendent que de la structure du réseau-hôte : ce sont des données du programme.

Le passage d'un niveau de description à l'autre se fait, sans perte d'informations, par des procédures simples qui ne sont pas décrites ici. Un pré-traitement associe aux coordonnées réelles des points de contact, leurs coordonnées relatives dans la modèle macroscopique.

### IV.2.1. Modèle macroscopique du réseau

Le réseau est représenté sous la forme d'un graphe pondéré dont les sommets correspondent aux zones d'intersection entre canaux et dont les arcs représentant les portions de canal (ou zones) comprises entre deux zones d'intersection.

Ce modèle est stocké sous la forme d'une structure d'adjacence appelé "graphe de base" du circuit.

Un poids positif  $C(Z)$  est assigné à chaque arc ( $Z$ ). Sa valeur correspond au coût affecté à une connexion qui traverse la zone de canal correspondante.

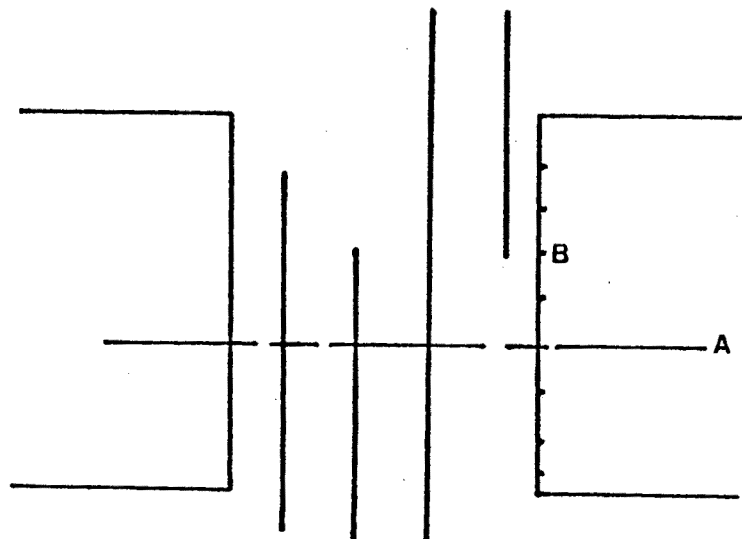
La valeur du coût de traversée d'une zone dépend de la valeur des critères de tracé dans cette zone (longueur de la zone, densités de connexions dans la zone) ; son expression sera exposée au paragraphe suivant.

#### IV.2.2 Modèle fin de description des zones de canal

Les zones de canaux (z) sont entièrement décrites par :

- leur longueur relative (en pas de grille) :  $long(z)$ ,
- leur capacité (nombre de pistes disponibles) :  $cap(z)$ ,
- leur encombrement (densité de connexions tracées) : tableau d'occupation  $pic [Z, lc]$ .

On définit la densité de connexions en un point d'un canal comme le nombre de connexions déjà tracées qui traversent une ligne de coupe perpendiculaire au canal en ce point (figure 14).



**Figure 14 : Densité de connexions au point A = 3**  
**Densité maximale de la zone = densité au point B = 4**

On obtient une précision maximale des évaluations de densité en définissant une ligne de coupe par pas de grille de la zone.

L'unité de pas de grille utilisée est la distance minimale qui sépare 2 points de contact (en général, un ou deux pas de grille de la grille d'implantation).

### Place-mémoire occupée

Soit un réseau de cellules composé de :

- (canv) canaux verticaux de largeur (largv) et de longueur (longh),
- (canh) canaux horizontaux de largeur (largh) et de longueur (longh);

La place mémoire occupée par les deux modélisations du circuit représente :

- pour le modèle macroscopique :
  - un nombre de sommets égal à  $\text{canv} \cdot \text{canh}$
  - un nombre d'arcs égal à  $2 \cdot \text{canv} \cdot \text{canh} - (\text{canv} + \text{canh})$
- pour le modèle fin des zones de canaux :
  - un nombre total de pas de grille dans les zones de canaux donné par :  
 $\text{canh} \cdot (\text{longh} - \text{canv} \cdot \text{largv}) + \text{canv} \cdot (\text{longv} - \text{canh} \cdot \text{largh})$

Le petit nombre de canaux d'un réseau de cellules permet donc d'évaluer les densités de connexions en chaque pas de grille .

exemple : Un réseau ACE 600 composé de 6 macro-sites centraux est décrit par 12 sommets et 17 arcs ; le tableau d'occupation des canaux représente 828 valeurs de densité.

### Mise à jour des densités

Les valeurs de densités sont mémorisées dans un "tableau d'occupation" des zones de canaux, et sont accessibles par les coordonnées relatives des lignes de coupe dans chaque zone.

Elles permettent d'évaluer les critères de densités associés à une zone ou une portion de zone définie par ses coordonnées relatives pmin et pmax (portion comprise entre 2 points de contact par exemple).

Après chaque tracé complet d'une connexion, les valeurs de densités des zones utilisées sont incrémentées et les coûts des arcs correspondants sont réévalués. De la même façon, si une connexion tracée est supprimée, les valeurs de densités sont décrémentées et les coûts sont modifiés en conséquence.

### IV.3 Expression de la fonction de coût

A chaque arc du graphe est associée une pondération qui représente la pénalisation infligée à une connexion qui traverse la zone de canal correspondante (z). Elle est donnée par la valeur de la fonction du coût C(z) des critères d'encombrement (critères de densité) et de longueur de la zone de canal (z).

L'expression de la fonction C(z) est déterminée de façon à tendre vers l'optimisation des critères de minimisation et d'uniformisation des densités sur l'ensemble du réseau, et de minimisation de la longueur de la connexion.

#### IV.3.1 Composantes de la fonction de coût

Soit une zone (z') du modèle macroscopique définie par ses coordonnées extrêmes (pmin, pmax) dans la zone (z).

Le coût de traversée d'une connexion de la zone (z') est fonction des valeurs suivantes :

Composante de densité = picmax (z')  
= valeur maximum de densité de la zone (z')

$$\text{picmax}(z'_i) = \max(\text{pic}(z, cl_i)) \quad \text{pour } i = \text{pmin} \text{ à } \text{pmax}$$

où pic (z, cl<sub>i</sub>) est la valeur de densité au point (i) de la zone (z).

Composante de longueur = long (z')  
= longueur d'une connexion qui utilise le canal (z')

$$\text{long}(z') = (\text{pmax} - \text{pmin})$$

Les composantes du coût sont évaluées à chaque calcul du coût de traversée - d'une zone z complète : pmin = 0 , pmax = longueur de la zone (z)

- d'une portion (z') de la zone (z) comprise entre 2 contacts A et B :

$$\text{pmin} = \text{pA} , \text{pmax} = \text{pB}$$

ou entre un contact A et le début de la zone (z') : pmin = 0 , pmax = pA

#### IV.3.2 Evaluation des critères de tracé

##### a) Objectif de non-saturation du canal

L'objectif de non-saturation d'une zone de canal (z) s'exprime par la condition :

$$\text{picmax (z)} \leq \text{cap (z)}$$

où cap (z) est la capacité de la zone (z), c.a.d. le nombre total de pistes et picmax (z) est la valeur maximale de densité de la zone (z).

##### b) Objectif de faisabilité du tracé final

Il est nécessaire de garantir, en fin de tracé global, un nombre minimum de pistes libres par canal afin de prévenir l'augmentation probable du nombre de pistes nécessaires à l'implantation fine des connexions. Cette contrainte a été justifiée au chapitre A.III.II .

On définit la marge de densité (marge) comme la valeur minimale du nombre de pistes libres souhaitée.

La condition  $\text{marge} > 0$  représente l'objectif de faisabilité du tracé final.

On notera  $\text{cap}^*(z) = \text{cap}(z) - \text{marge}$  une capacité fictive de la zone (z). Cette valeur sert de référence au critère précédent : l'objectif de non-saturation et l'objectif de faisabilité s'expriment par une condition unique :

$$\text{picmax (z)} \leq \text{cap}^*(z)$$

La valeur (marge) est un paramètre de la fonction-coût, c'est une constante (elle ne dépend pas de la capacité d'un canal donné).

L'obtention d'une marge de sécurité de 2 pistes libres, en fin de tracé global, semble expérimentalement suffisante pour garantir le succès complet de la phase de tracé fin des connexions : la valeur (marge) sera établie en conséquence au cours de l'amélioration itérative du tracé.

d) Critère unique de densité

Les deux objectifs précédents sont réunis sous la forme d'un critère de densité unique : la minimisation du taux d'occupation de la zone.

On définit le taux d'occupation d'une zone (z) par  
taux d'occupation (z) =  $\frac{\text{cap}^*(z) - \text{picmax}(z)}{\text{cap}^*(z)}$

e) Minimisation de la longueur des connexions

La longueur d'une connexion est exprimée par la fonction :

$$C_1(z) = \text{long}(z) + L_0$$

où  $\text{long}(z)$  représente la longueur de la zone de canal (z)  
et  $L_0$  est une constante non-nulle.

La constante  $L_0$  correspond à la longueur supplémentaire de la connexion due à la traversée ultérieure (obligatoire) d'une zone d'interconnexion adjacente à la zone de canal (z).

Elle est évaluée par la valeur moyenne de la demi-largeur d'une zone d'interconnexion du réseau.

IV.3.3 Expression de la fonction coût

La fonction de coût s'exprime sous une forme linéaire :

$$\text{coût}(z) = \lambda_1 \cdot C_1(z) + \lambda_d \cdot C_d(\text{picmax}(z), \text{cap}^*(z)).$$



Son expression exacte est un paramètre du programme (procédure externe) de façon à être adaptée à chaque réseau.

Nous avons vu, au chapitre A III.II.2, qu'il est difficile de déterminer une fonction de coût réduit  $C_d$  optimale, ainsi que de déterminer à priori une pondération "idéale" entre les critères de longueur et de densité des zones : l'optimisation simultanée des critères de densité et de longueur des connexions sera affinée par les améliorations itératives du tracé.

Dans cette optique, on utilise une fonction de coût basée sur des hypothèses probables de tracé sur les réseaux ACE ; la qualité de cette fonction est vérifiée par les résultats expérimentaux obtenus suivant différentes fonctions de coût (cf. A III.II.2.4).

a) expression de la fonction  $C_d$  :

La fonction de coût réduit  $C_d$  associée au critère de densité d'une zone (z) est inversement proportionnelle au taux d'occupation maximum de la zone.

$$C_d(z) = \frac{\text{cap}^*(z)}{\text{cap}^*(z) - \text{picmax}(z)} \quad \text{avec } \text{cap}^*(z) = \text{cap}(z) - \text{seuil}$$

Cette fonction donne un coût infini à une zone saturée :

$$C_d(z) = +\infty \quad \text{si } \text{picmax}(z) = \text{cap}^*(z) ;$$

et un coût minimum tant que la densité n'atteint pas la moitié de la capacité

$$C_d(z)=1 \quad \text{si } \text{picmax}(z) \leq \frac{\text{cap}^*(z)}{2}.$$

b) Pondération entre les critères de densité et de longueur :

Les valeurs de pondération  $\lambda_1$  et  $\lambda_d$  sont fournies par l'hypothèse de tracé suivante :

le coût de la traversée affectée à une connexion est aussi pénalisant

- si la connexion utilise une zone complète ( $\text{long}(z) = 54$ ) dont le taux d'occupation est  $1/2$ ,
- que si elle utilise un quart d'une zone dont le taux d'occupation est  $3/4$ .

Ce qui donne l'équation :

$$\lambda_1 \cdot (\text{long}(Z) + L_0) + \lambda_d \cdot C_d \left( \frac{\text{cap}}{2} \right) = \lambda_1 \cdot \left( \frac{1}{4} \cdot \text{long}(Z) + L_0 \right) + \lambda_d \cdot C_d \left( \frac{3}{4} \text{ cap} \right)$$

dont le résultat est le rapport  $\frac{\lambda_1}{\lambda_d} = \frac{1}{20}$

c) Expression complète de la fonction de coût :

Nous utiliserons la fonction de coût :

$$\text{cout}(z) = \frac{1}{20} (\text{long}(z) + L_0) + \left( \frac{\text{cap}(z) - \text{seuil}}{(\text{cap}(z) - \text{seuil}) - \text{picmax}(z)} \right)$$

IV.4 Algorithme de tracé d'une connexion

IV.4.1 Principe

L'introduction d'une équipotentielle dans le réseau est modélisée par l'adjonction au graphe de base de sommets supplémentaires (sommets "cibles") qui correspondent aux points de contact sur les blocs.

Le coût assigné aux nouveaux arcs ainsi créés est calculé.

On génère ainsi un "graphe modifié" du réseau, spécifique à la connexion (figure 15).

L'algorithme de tracé a pour but de chercher dans ce graphe un chemin, décrit par un ensemble d'arcs ( $Z_i$ ), qui relie tous les sommets-cibles avec un coût total  $C = \sum_i Z_i$  minimum.

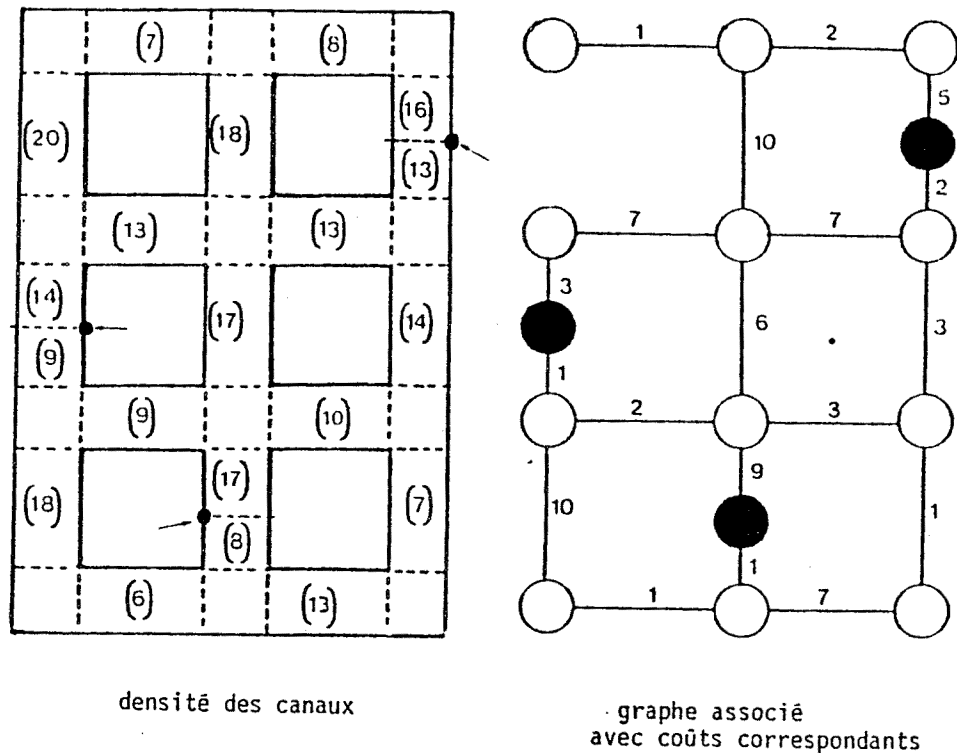


figure 15 : Introduction d'une équipotentielle dans le graphe de base

Dans ce but, nous utilisons un algorithme de recherche du plus court chemin dans un graphe pondéré (cf A III-I-4) dont l'efficacité et la rapidité sont améliorées par plusieurs pré-traitements simples.

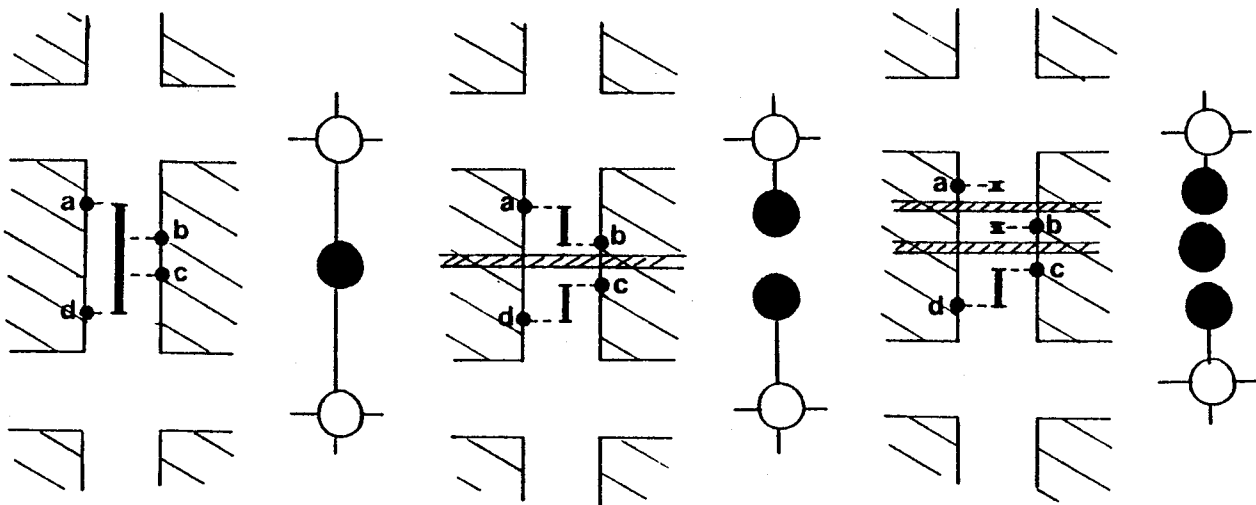
#### IV.4.2 Réduction du nombre de sommets-cibles

Un pré-traitement des points de contact permet de réduire notablement le nombre de sommets-cibles introduits dans le graphe modifié ; et donc en conséquence le temps de calcul du chemin optimum.

On utilise le principe suivant :

Si plusieurs points de contact d'une même équipotentielle sont situés dans la même zone de canal, ceux-ci sont introduits sous la forme d'un sommet-cible unique à la condition qu'il n'y ait aucun point de saturation entre les 2 contacts les plus éloignés.

Un point de saturation correspond à une ligne de coupe de la zone dont la densité est égale à la valeur  $cap^*$ .



a) sommet unique

b) 2 sommets-cible

c) connexion intraversable

Figure 16 : réduction du nombre de sommets-cible dans une zone de canal

De plus, on favorise ainsi les connexions (et parties de connexion) très courtes en s'interdisant de "faire le tour" d'un macro-site pour relier les contacts situés dans une même zone de canal.

L'organigramme de la procédure de pré-traitement est le suivant:

Procédure A :

- Regrouper les points de contact de l'équipotentielle suivant les zones de canaux auxquels ils appartiennent.
- Pour chaque ensemble de points de contact faire :
  - si il n'existe aucun point de saturation entre les contacts de coordonnées relatives extrêmes, alors introduire l'ensemble des contacts sous la forme d'un sommet-cible unique (figure 16a);
  - sinon, regrouper les contacts en 2 ensembles:
    - l'ensemble des contacts pour lesquels il n'y a pas de point de saturation entre leur coordonnée et le contact de coordonnée minimale
    - l'ensemble des contact pour lesquels il n'y a pas de point de saturation entre leur coordonnée et le contact de coordonnée maximale
  - si tous les contacts appartiennent à 1 des 2 ensembles, alors :  
introduire les 2 ensembles sous la forme de 2 sommets-cibles non-reliés :  
le coût entre ces 2 sommets est infini (figure 16b).
  - sinon la connexion n'est pas traçable (figure 16c).
- Si la connexion est traçable faire:
  - calculer le coût de traversée entre les contact extrêmes de chaque sommet et les bords de la zone de canal , et l'affecter à l'arc correspondant.
  - mémoriser les troncs correspondants aux sommets-cibles dans la description de la connexion.

#### IV.4.3 Tracé d'une équipotentielle décrite par deux sommets-cibles

La recherche du chemin au plus faible coût entre deux sommets-cibles est réalisée selon l'algorithme de MOORE-DIJKSTRA décrit en A II.1.4.5, en 3 étapes :

Procédure B :

##### étape 1 :

Choix du sommet de départ : c'est le sommet-cible le plus excentré dans le réseau.

##### étape 2 :

Phase d'expansion à partir du sommet de départ : la phase est arrêtée lorsque la valeur courante d'expansion est égale à la valeur minimale obtenue en atteignant l'autre sommet-cible ; ou au plus tard à la valeur maximum des sommets atteints (cas où il n'existe pas de chemin entre les deux sommets-cibles).

##### étape 3 :

Remontée de chemin à partir du sommet-cible atteint

A chaque pas de l'étape, on considère tous les sommets adjacents au sommet traité ("sommet-successeur") :

- le sommet-prédécesseur sélectionné est celui qui possède la plus petite valeur d'expansion
- en cas d'équivalence, on choisit le sommet prédécesseur qui conserve la direction de l'arc précédent : on minimise ainsi le nombre de coudes du chemin, donc le nombre de "vias".

L'arc qui relie le sommet prédécesseur et le sommet successeur est mémorisé dans la description de la connexion dans la forme d'un tronç qui emprunte la zone de canal correspondante.

#### IV.4.4. Cas d'une équipotentielle définie par plus de deux sommets-cibles

On génère un arbre de Steiner selon l'algorithme de HANAN décrit en A III.I.3.3

L'arbre de Steiner est optimisé grâce à la procédure proposée au chapitre A III.II.1.3 :

Un pré-traitement affecte à chaque sommet un poids global;

Celui-ci est calculé en sommant les valeurs d'expansion obtenues successivement après une phase d'expansion à partir de chaque "sommets-cible" sur tout le graphe modifié.

La figure 17 représente les phases successives de tracé d'une connexion multiterminale.

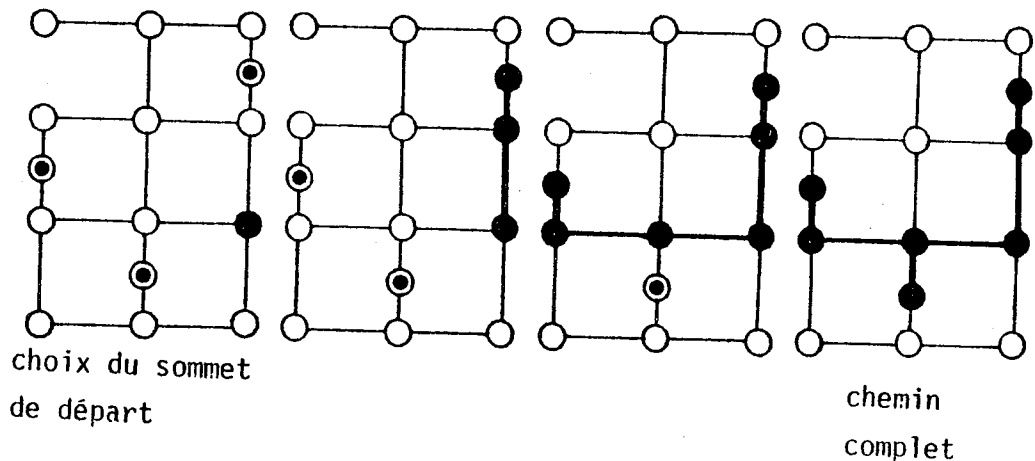


Figure 17 : Tracé d'une connexion multiterminale

La procédure de tracé suit les étapes suivantes :

##### Procédure C

étape 1 : détermination du point de départ du tracé.

C'est le pseudo-barycentre des sommets-cibles dans le graphe pondéré ; c'est à dire le sommet dont le poids global est minimum. En cas d'équivalence, on choisit un sommet-cible de préférence à un sommet quelconque (réduction du nombre de phases d'expansion).

étape 2 : phase d'expansion

Expansion à partir du (ou des) sommet(s) du chemin mémorisé jusqu'à atteindre un "sommet-cible" au coût minimum.

En cas d'équivalence, le "sommet-cible" au poids global le plus faible est choisi (meilleure position barycentrique).

étape 3 : phase de remontée du chemin

Remontée et mémorisation du chemin jusqu'à un sommet du chemin précédent.

En cas d'équivalence, on choisit le chemin passant par le sommet dont le poids global est le plus faible (meilleure position barycentrique) ou, en second critère, par celui qui conserve la direction du chemin (minimisation du nombre de vias).

étape 4 :

Répétition des étapes 2 et 3 jusqu'à ce que tous les sommets-cibles soient atteints.

Le petit nombre de sommets d'un graphe représentant un réseau de cellules permet d'utiliser cette méthode fine de recherche de chemin avec un temps de calcul relativement court : le temps moyen de tracé d'une connexion sur un réseau ACE est de 8/100 de secondes (sur CII-HB 68).

IV.4.5. Cas d'impossibilité de tracé

Les cas d'intraçabilité d'une connexion sont dues à l'isolation d'un ou plusieurs points de contact par des canaux saturés. Elles sont détectées :

- lors de la procédure de réduction des sommets cibles  
par l'existence d'un point de contact isolé dans une zone de canal.
- lors du tracé du chemin  
par l'arrêt d'une phase d'expansion sans avoir atteint un sommet-cible.

Lorsqu'une connexion est déclarée intraçable, aucun de ses segments déjà tracés n'est mémorisé.

L'intraçabilité d'une connexion n'est pas définitive ; elle peut-être résolue au cours de l'amélioration itérative du tracé où sont éliminés les points de saturation de densités.



#### IV.4.6 Organigramme général du tracé d'une connexion

Le traitement d'une équipotentielle est décomposé suivant l'organigramme de la figure 18:

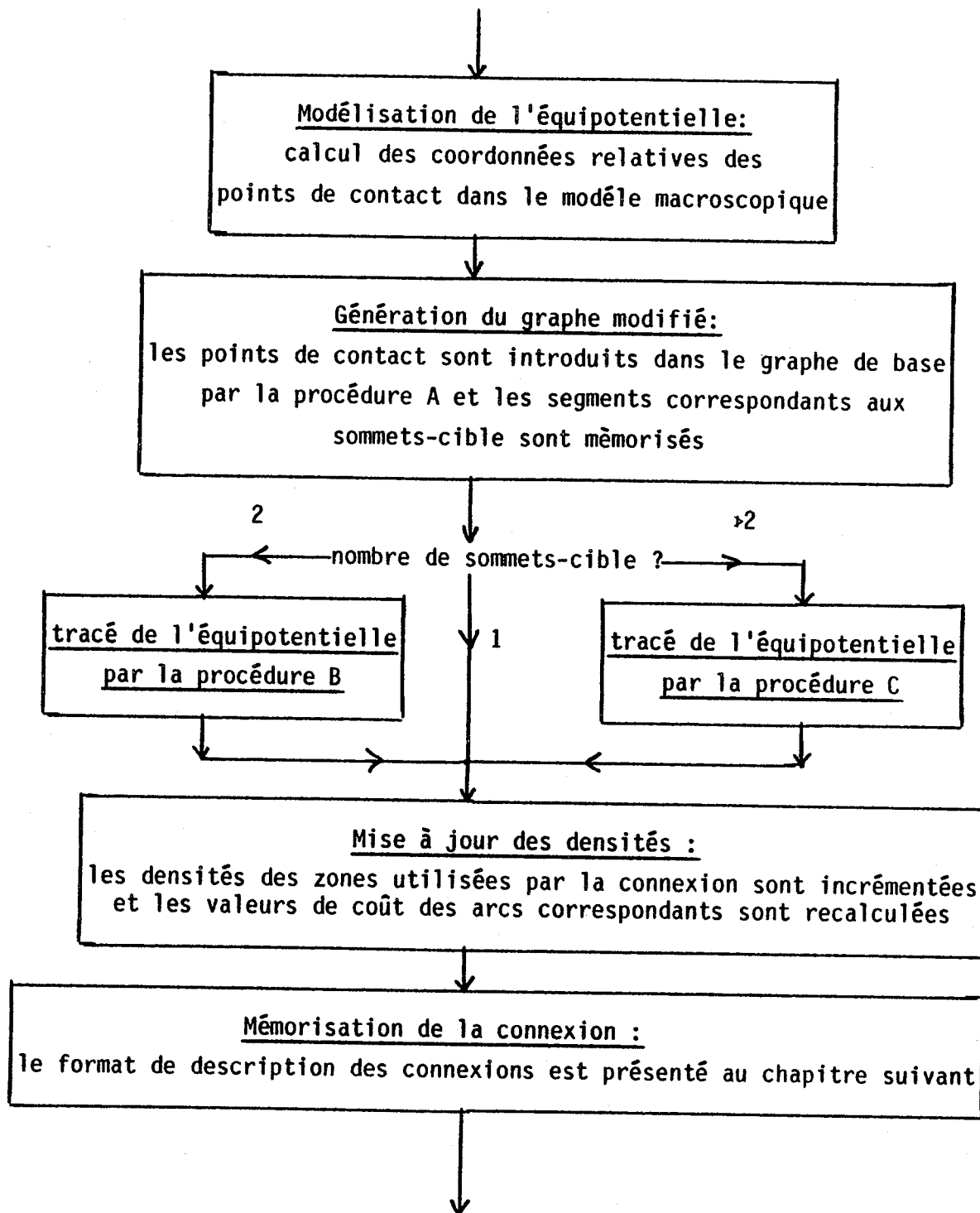


Figure 18 : organigramme de tracé d'une équipotentielle

## IV.5 Stratégie de tracé

### IV.5.1. Principe

La phase d'assignation des connexions aux canaux est composée :

- d'une phase constructive :

Toutes les équipotentiels sont tracées séquentiellement au plus court chemin

- d'une phase d'améliorations itératives du tracé :

Les équipotentiels non-critiques sont traitées séquentiellement.

Chaque connexion traitée est retracée au plus court chemin. Au préalable, son chemin précédent est détruit, et le tableau d'occupation (valeurs de densité dans les canaux) est remis à jour.

Après chaque phase, le concepteur dispose d'indications sur le tracé obtenu (nombre d'équipotentiels non tracées, taux d'occupation et écart type des densités, longueurs des connexions, nombre et valeurs maximales des points de saturation, histogramme des densités). Il peut décider de relancer une phase d'améliorations itératives jusqu'à ce que toutes les connexions soient tracées et que l'uniformisation des densités de connexions soit satisfaisante.

Toutes les phases utilisent les mêmes procédures de tracé ; seule l'expression de la fonction coût de traversée peut être modifiée.

Nous avons utilisé deux stratégies générales de tracé :

- une stratégie "simple", automatisable, pour laquelle la même fonction de coût est utilisée dans chaque phase de tracé,
- une stratégie "complexe", plus interactive, pour laquelle la fonction de coût est modifiée en fonction des résultats de la phase de tracé précédente.

La figure 19 représente l'organigramme général du programme de tracé global.

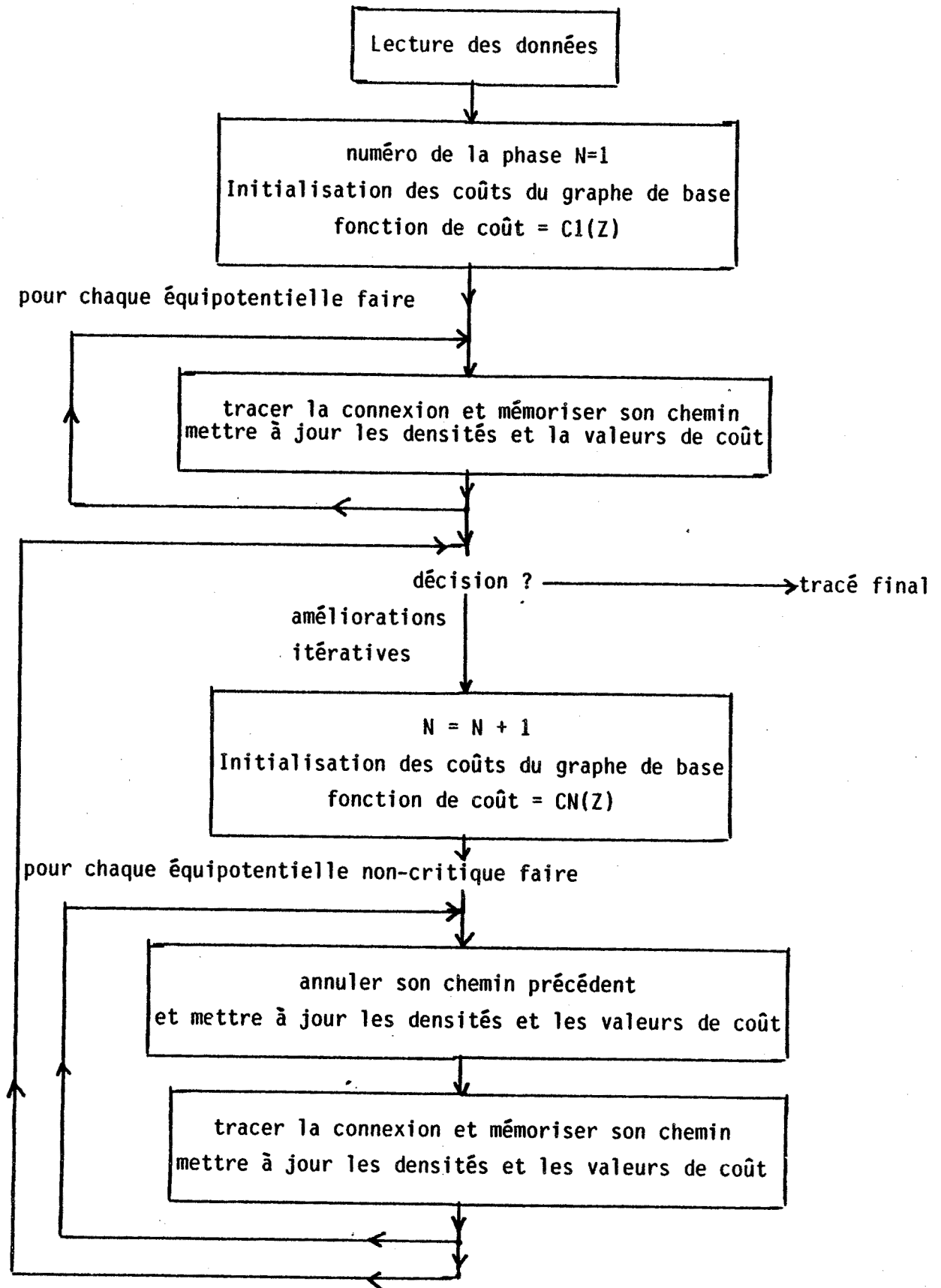


figure 19 : Organigramme général du tracé global des connexions

#### IV.5.2 Stratégie générale "simple"

Pour chaque phase de tracé, on utilise la fonction de coût  $C(z)$  présentée au paragraphe 3.3 avec une valeur de marge fixée à 0.

- Au cours de la phase constructive, les equipotentiels critiques sont traités en premier, les densités faibles n'interviennent pas dans la valeur du coût.

Le tracé de toutes les équipotentiels est généralement obtenu dès cette phase.

L'uniformisation des densités est améliorée progressivement au cours des phases d'améliorations itératives. On observe, en général, deux stades d'évolution du tracé :

- dans un premier temps, l'uniformisation des densités s'effectue simultanément avec la minimisation des longueurs de connexions : ceci est dû à l'élimination des points de saturation,
- dans un deuxième temps, l'uniformisation des densités se poursuit au détriment d'une augmentation des longueurs de connexions ; cet effet est dû aux détours des connexions pour éviter les canaux les plus encombrés.

On obtient une solution "optimale" lorsqu'il n'y a plus de modifications du tracé entre 2 phases d'améliorations itératives. Ce résultat est atteint généralement après un petit nombre de phases d'améliorations itératives (typiquement 1 à 5).

Cette stratégie donne de bons résultats lorsque le circuit est moyennement ou très dense.

De plus, la décision de relancer une phase itérative peut être automatisée puisque l'emploi d'une fonction de coût unique mène à une solution finale stationnaire.

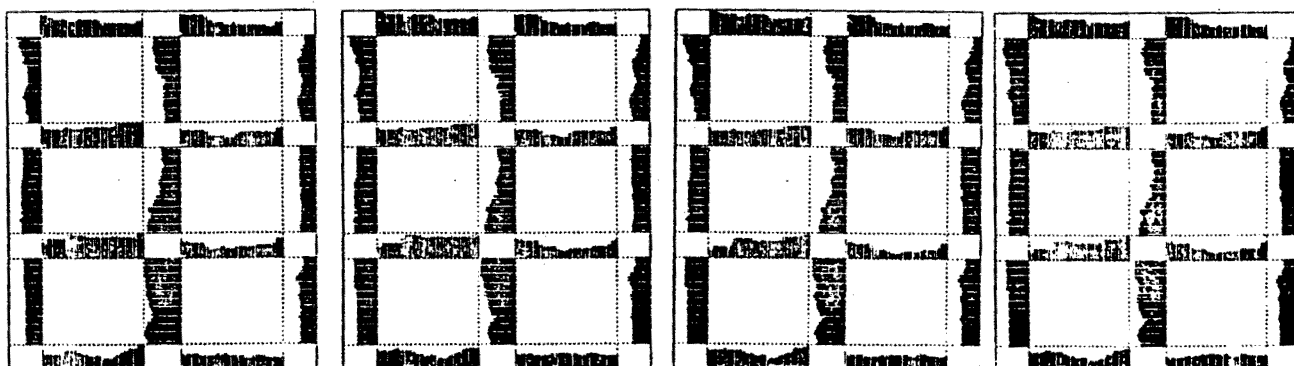
Néanmoins, il est préférable que le concepteur garde le contrôle de l'amélioration itérative du tracé ; il peut ainsi interrompre l'amélioration des critères de densités dès qu'une marge de 2 pistes libres est obtenue dans tous les canaux. En particulier, cette condition étant généralement réalisée dès la première phase de tracé lorsque le circuit est peu dense, la poursuite du processus augmente inutilement la longueur des connexions.

Cette stratégie permet d'obtenir un taux moyen de tracé (nombre d'équipotentiellles entièrement tracées) de 100 % pour les réseaux AC 600 et ACE 900.

Le tableau 20 donne un exemple de tracé d'un circuit selon cette stratégie. Ce circuit comporte 48 éléments, 116 équipotentiellles qui utilisent 296 points de contact ; il est placé sur un réseau ACE600 (6 macro-sites).

itération	longueur des connexions	densité maximale	taux d'occup. moyen	ecart-type moyen	nb. échec	temps CPU
1	10463	0 sur 37	60.65%	19.32%	0	9.16
2	10764	0 sur 8	62.38%	17.87%	0	23.83
3	10388	0 sur 8	60.16%	17.74%	0	23.61
4	10485	0 sur 4	61.07%	16.96%	0	23.20

Tableau 20 : Evolution du tracé global d'un circuit au cours de l'amélioration itérative du tracé sans modification de la fonction de coût  
(la valeur de densité représente le nombre minimum de pistes libres et le nombre de pas qui atteignent cette valeur)



itération 1                      itération 2                      itération 3                      itération 4  
Figure 21 : Evolution des histogrammes de densités au cours du tracé

#### IV.5.3. Stratégie complexe

Pour traiter des circuits très denses ou très peu denses, et pour pouvoir obtenir un meilleur compromis entre les critères de densité et de longueur, on utilise une stratégie plus "complexe" dans laquelle les critères de traçabilité sont introduits progressivement.

Le principe de base de cette stratégie est le suivant :

- la solution initiale, fournie par la phase constructive de tracé, doit représenter le résultat obtenu lorsqu'aucune contrainte de densité n'est pas pris en compte. La répartition des densités de connexion n'est alors due qu'à la répartition des contacts imposés par le placement.

- les améliorations itératives du placement consiste à introduire progressivement une pénalisation de la traversée des zones saturées jusqu'à ce que le circuit soit traçable. Cette approche progressive permet de limiter le nombre de connexions qui sont détournées ; de plus, elle sélectionne naturellement les connexions pour lesquelles l'accroissement de longueurs dû aux détours est minimum.

La mise en oeuvre de cette stratégie est réalisée en modifiant progressivement la fonction de coût de chaque phase de tracé suivant les résultats de la phase précédente :

- 1ère phase constructive :

Toutes les équipotentielles sont tracées. La fonction de coût utilisée ne dépend que du critère de longueur des connexions:

$$C_1(Z) = C_1(Z) = \text{long}(Z) + L_0$$

Le programme affiche la valeur du plus grand dépassement de densité :

$$\text{dépassement} = \text{Max}_Z (\text{picmax}(Z) - \text{capacité}(Z))$$

Z

- 1ère phase d'améliorations itératives

La fonction de coût utilisée est la fonction présentée au paragraphe 3.3. La valeur de marge utilisée est égale à la valeur :  $\text{marge} = \text{dépassement} + 1$

- phases automatisables d'améliorations itératives

A chaque phase, la valeur de la marge de densité est diminuée en fonction de la valeur de dépassement obtenue par la phase précédente.

Le processus est poursuivi jusqu'à ce que le dépassement soit nul.

- phases "interactives" d'améliorations itératives :

A chaque phase, la valeur de marge, peut être décrémentée, incrémentée ou conservée par le concepteur.

- La décrémentation de la valeur de marge permet d'obtenir une marge de sécurité, en nombres de pistes libres, plus importante.
- La conservation de la valeur du marge permet d'obtenir une meilleure uniformisation des densités après une phase de décrémentation. On y observe les deux stades d'évolution de la stratégie simple.
- L'incrément de marge est nécessaire si la décrémentation a provoqué des conditions de saturation des canaux (equipotentiels devenues intraquables) ou des longueurs des connexions pénalisantes.

Cette stratégie permet d'obtenir une meilleure optimisation globale des critères de longueur et de densité que la stratégie simple, mais ceci au détriment d'un nombre de phases d'améliorations itératives généralement supérieur.

Le tableau suivant montre l'exemple de l'évolution du tracé d'un circuit dense avec un réseau ACE 600 suivant cette stratégie ; la comparaison avec le résultat obtenu par une stratégie simple sur le même circuit montre qu'à critères de densité équivalents, la stratégie complexe permet d'obtenir une meilleure optimisation des longueurs de connexion.

La figure 22 représente les histogrammes de densités obtenus après la première phase de tracé et après la dernière phase de tracé.

itérations	valeur de marge	longueur des connexions	dépasse- -ment	ecart-type des densités	nb.de conn. intraçables
1	infinie	9724	5	23.07%	0
2	-6	10042	2	18.15%	0
3	-3	10021	1	19.29%	0
4	-2	10065	0	18.55%	0
5	-1	10102	0	18.29%	0
6	0	10102	0	18.29%	0
7	1	10067	-1	18.06%	1
8	"	"	"	"	"
9	0	10102	0	18.29%	0
stratégie simple					
4	0	10485	0	16.96%	0

Tableau 21 : Evolution du résultat du tracé global d'un circuit dense au cours de l'amélioration itérative par modification de la fonction de coût

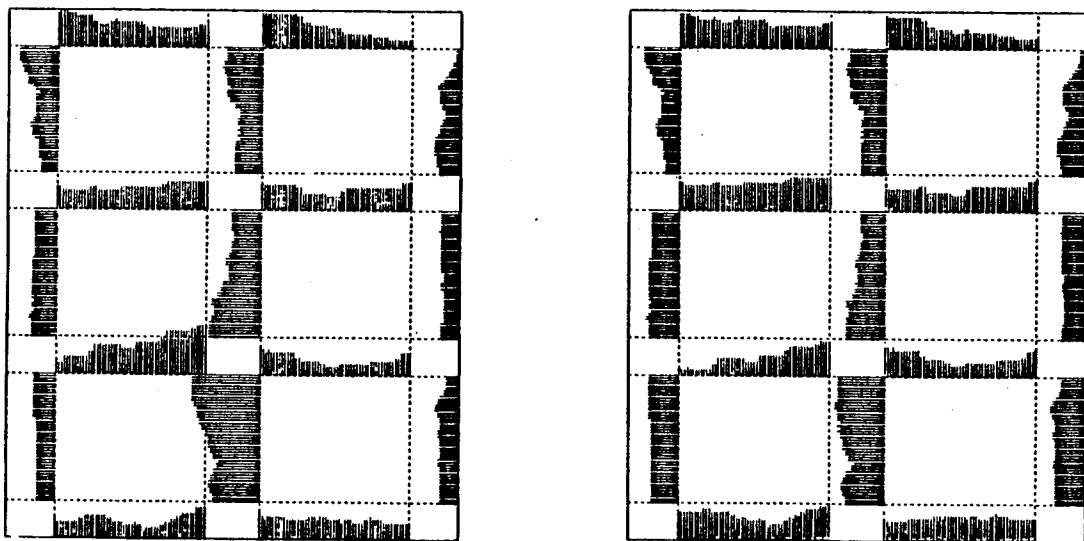


Figure 22 : Histogrammes des densités (1ère et 9ième itérations)



## CHAPITRE V TRACE FINAL

Le programme TRACA de tracé des connexions dans les canaux ne sera pas développé ici: il a été largement étudié et commenté par son concepteur G.Dupenloup dans [DUP84].

Nous résumerons uniquement les caractéristiques de l'algorithme de tracé et de la stratégie de traitement des canaux.

### V.1 - Principe

Les connexions sont représentées par un ensemble de segments ("troncs") définis dans les canaux d'interconnexion et par les sous-connexions ("branches") qui relient les points de contact aux troncs (figure 23).

Chaque tronc est défini par la liste de ses "vias".

Chaque via est défini par :

- sa coordonnée dans le canal,
- coordonnée du point de contact s'il constitue l'origine d'une branche,
- coordonnée fictive s'il constitue l'origine d'un coude dans un canal perpendiculaire,
- son type (branche ou coude)
- sa direction (branche ou coude à gauche, à droite ou les deux).

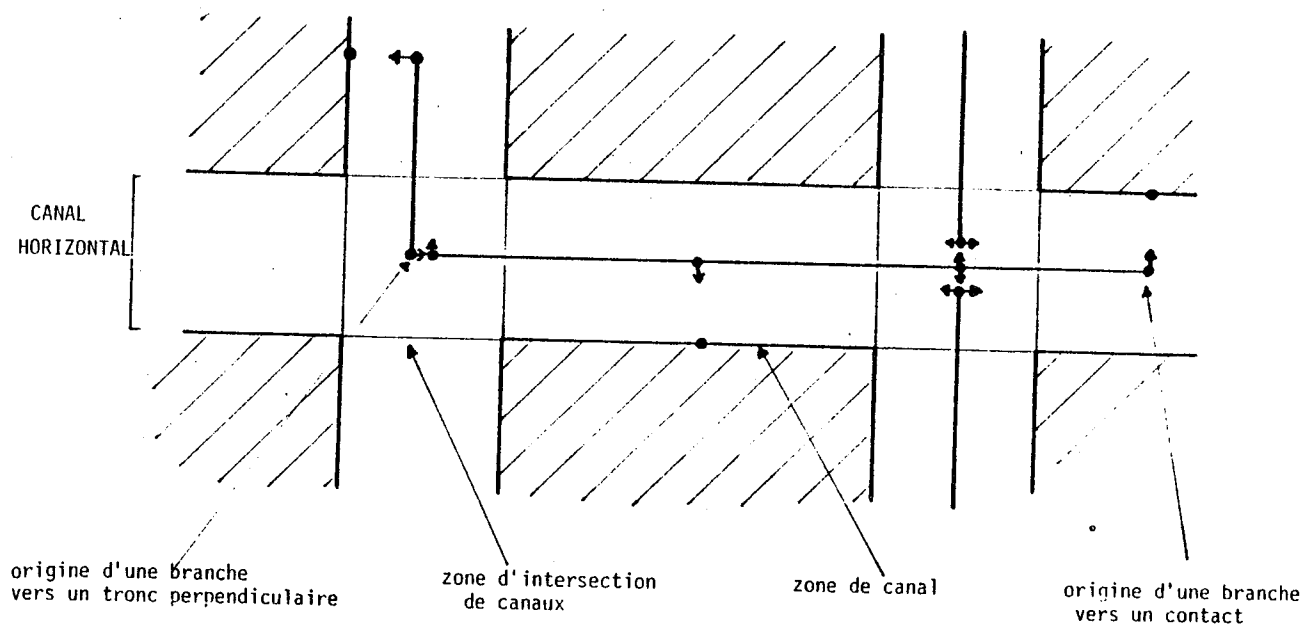


Figure 23 : Description d'une connexion

Le but de la phase de tracé fin est d'assigner chaque tronc, ou partie de tronc à une piste de canal de façon à optimiser les critères suivants :

- implantation de tous les troncs (sur les pistes disponibles),
- minimisation de la longueur totale des connexions (minimisation de la longueur des branches),
- minimisation du nombre de "vias".

Remarque : La minimisation du nombre de pistes utilisées n'est pas un critère d'optimisation puisque la capacité des canaux est fixe .

## V.2 - Traitement d'un canal

Le tracé des connexions dans un canal est réalisé par un algorithme du type "dogleg-channel router" (cf. A III.I.5.2).

L'algorithme de traitement d'un canal se décompose de la façon suivante :

- division systématique des troncs en sous-troncs bi-terminaux :  
la division est effectuée à chaque "via" du tronc,
- génération du graphe des contraintes entre les sous-troncs,
- implantation des sous-troncs suivant un algorithme classique de "channel router".

L'implantation est réalisée suivant 16 séquences différentes.

Chaque séquence est caractérisée par :

- son angle de départ dans le canal,
- le sens de traitement des pistes (uniforme ou alterné),
- l'ordre de traitement des pistes (continu ou alterné).

La séquence retenue est celle dont le résultat optimise les critères suivants, par ordre d'importance :

- le nombre de troncs assignés,
- longueur des branches (critère à minimiser),
- le nombre de reconstructions de sous-troncs (critère à maximiser).

## V.3 Stratégie générale

Les canaux sont traités séquentiellement.

On effectue tout d'abord le traitement de tous les canaux d'une même direction (verticale ou horizontale).

Les troncs qui traversent une zone d'intersection de canaux sont tronqués aux limites de la zone ; les points ainsi créés sont introduits sous la forme de points de contact sur des blocs lors du traitement des canaux de direction perpendiculaire.

Les connexions qui font un coude dans une zone d'intersection sont ainsi reliées automatiquement lors du traitement des canaux perpendiculaires.

L'organigramme général de la phase de tracé fin des connexions est donné par la figure 24.

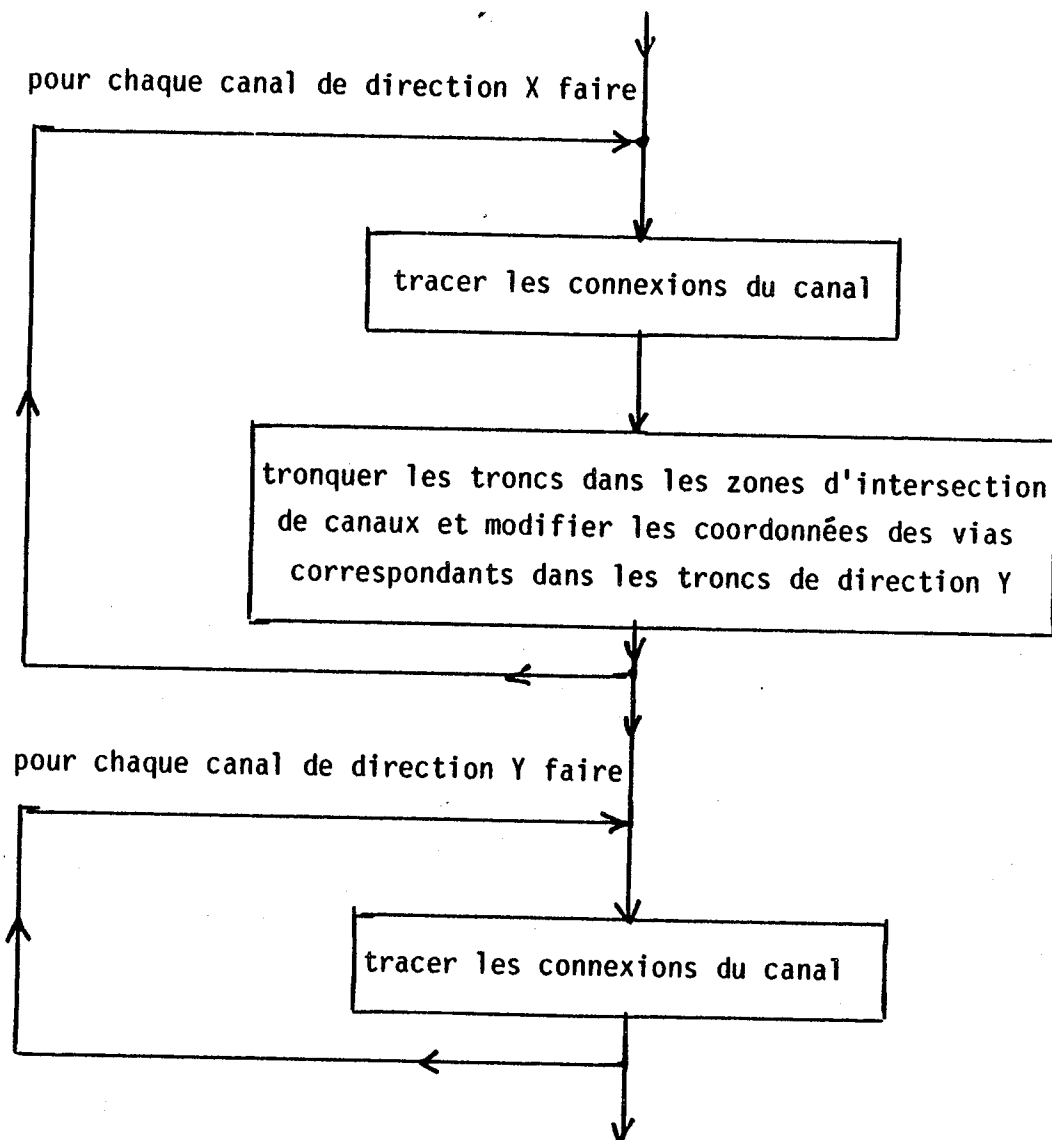


Figure 24 : Organigramme général de la phase de tracé final des connexions

## CHAPITRE VI PERFORMANCES

Les 3 programmes principaux du système ont été développés par le LCS sur le CII-HB 68 de l'IMAG.

Ils représentent 4000 lignes de programmes en PASCAL et utilisent 200 Koctets de mémoire (dont 1300 lignes et 75 Koctets pour PLACA et 1800 lignes et 80Koctets pour CHACA).

Le temps CPU moyen de calcul pour un circuit implanté sur un ACE900 est de 5 minutes qui se décomposent en :

placement : 20 s pour chaque phase d'améliorations itératives  
tracé global : 7 s pour chaque phase de tracé  
tracé fin : 15 s pour chaque canal.

L'implantation d'un circuit de 76 cellules et 113 équipotentielles sur 363 points de contact, effectuée suivant différentes contraintes de placement donne :

temps total CPU : 3 à 7 minutes  
nombre d'améliorations itératives de placement : 1 à 5  
nombre de phases sur tracé global : 1 à 3  
taux de tracé (équipotentielles tracées) : 100 %

Ce système a été implanté en FORTRAN sur VAX dans le système CAO "DELILA" de la société Radio-Technique Compelec (RTC) où il est actuellement opérationnel.

Des procédures de passage au-dessus des cellules y ont été ajoutées.

La version de CHACA implantée ne contient pas l'amélioration itérative du tracé global. Néanmoins, on obtient des taux de tracé compris entre 98 % et 100 % sur les circuits implantés sur réseaux ACE600 et ACE900.

Pour les réseaux plus complexes, le taux de tracé est compris entre 95 % et 100 % . La figure suivante représente un circuit implanté à la RTC par le système IACA.

Ces programmes ont également été implantés chez PHILIPS (Heindoven) et SIGNETICS (Sunnyvale).

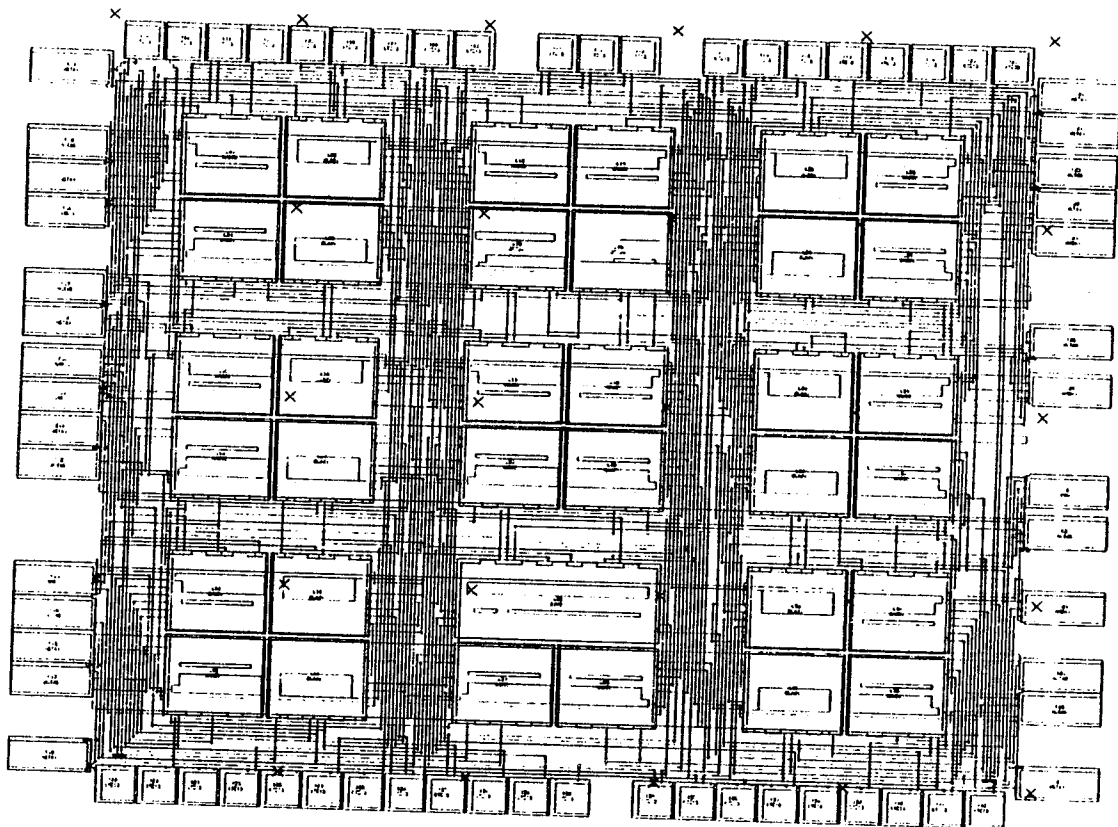


Figure 25 : Exemple de circuit implanté sur un réseau ACE900  
par le système IACA

## BIBLIOGRAPHIE

- [AK 72]           **S.B. AKERS**  
"Routing"  
Chap 6 in Design Automat. of Digital System-Breuer  
Vol. 1, Prentice-Hall, 1972, pp. 283-333
- [BEL 81]           **A. BELLON, G. DUPENLOUP**  
"Les réseaux prédifusés"  
Rapport de recherche n° 282 - IMAG, Décembre 1981.
- [BEL 84]           **A. BELLON, A. JANATI, J.F. PAILLOTIN, J. TSITSIMIS,**  
**G. SAUCIER**  
"Classification and comparison of different placement  
strategies"  
Proc. of EDA 84 (Warwick), 26-30 Mars 1984, pp. 184-188.
- [BRE 77]           **M. BREUER**  
"Min-cut placement"  
J. Des. Automat. Fault Tolerant Comput., vol. 1, n° 4,  
pp. 343-362, Octobre 1977.  
et sur le même sujet :  
"A class of min-cut of placement Algorithms"  
Proc. of the 14th Design.Autom.Conf., New Orleans, Louisiane,  
Juin 1977, pp. 284-290.
- [BRE 83]           **M.A. BREUER, D. CHYAN**  
"A placement Algorithm for Array Processors"  
Proc. of the 20th Design Automat Conf., Juin 1983  
pp. 182-188
- [BUR 83]           **M. BURSTEIN, S.J. HONG, R. PELAVIN**  
"Hierarchical VLSI Layout : simultaneous placement and wiring  
of gate arrays"  
IFIP Symposium "VLSI 83", Trondheim, Norvege, 16-19 Août  
1983,pp. 45-60.

- [CIES 82] **M.J. CIESIELSKI, E. KINNEN**  
"An analytical method for compacting routing area in integrate circuits"  
Proc. of the 19th Design.Autom.Conf., pp. 30-37
- [DEE 82] **W.A. DEES, Jr. P.G. KARGER**  
"Automated Rip-up and reroute Techniques"  
Proc. of the 19th Design Autom. Conf., Las Vegas,  
14-16 juin 1982, pp. 432-439.
- [DEU 76] **D.N. DEUTSCH**  
"A Dogleg channel router"  
Proc. of the 13th Design Autom. Conf., San Francisco  
pp. 425-433, Juin 1976.
- [DUP 84] **G. DUPENLOUP**  
"A wire-routing Scheme for Double-layer Cell Arrays"  
Proc. of the 21st Design Automat. Conf., Juin 1984, pp. 32-37.
- [FIS 67] **C.J. FISK, D.L. CASKEY, L.I. WEST**  
"Accel : Automated Circuit Card Etching Layout"  
Proc IEEE, vol. 55, n° 11, pp. 1971-1982.
- [FIS 78] **R.S. FISHER**  
"A Multi-pass, multi-Algorithm approach to PCB routing"  
Proc. of the 15th Design.Autom.Conf. , pp. 82-91.
- [GAR 77] **M.R. GAREY, D.S. JOHNSON**  
"The Rectilinear Steiner tree Problem is NP. complete"  
SIAM, J. Appl. Math, vol. 32, pp.835-859, 1977.
- [GOTO 79] **S. GOTO**  
"A two dimensional placement algorithm for the master slice LS layout problem"  
Proc. 16th Design.Autom.Conf., San Diego, Juin 1979, pp. 11-17



- [HAN 66] M. HANAN  
"On Steiner's problem with rectilinear distance".  
SIAM, Journal on Applied Math, Vol. 14, n° 2, March 1966,  
pp. 255-265.
- [HAN 72] M. HANAN, J.M. KURTZBERG  
"Placement Techniques" - chap. 5 in "Design Automation of  
Digital Systems : Theory and Techniques"  
vol. 1, Prentice-Hall, 1972 , pp. 213-282.
- [HAN 73] M. HANAN, P.K. WOLFF, B.J. ANGULI  
"Some experimental results on placement techniques"  
Proc. of the 13th Design.Autom.Conf., 1973, San Francisco  
pp. 214-224.
- [HAS 71] A. HASHIMOTO, J.STEVENS  
"Wire routing by optimizing channel assignment within larges  
apertures"  
Proc. of the 8th Design Automation Workshop, 1971, pp. 155-169
- [HEI 81] J. HEINISH  
"Aiming at a general routing strategy"  
Proc. of the 18th Design Autom. Conf., 1981, pp. 668-675
- [HEL 78] W.R. HELLER, W.F. MIKHAIL, W.E. DONATH  
"Prediction of wiring space requirements for LSI"  
Proc. of the 15th Design Automat. Conf., 1978, pp. 32-42.
- [HIG 69] D. HIGHTOWER, R. BOYD  
"A solution to the Line Routing Problem on the Continous Plane"  
Proc. Design Autom. Workshop, Miami, pp. 1-24, Juin 1980.
- [HIG 74] D.W. HIGHTOWER  
"The Interconnection Problem : A Tutorial"  
Computer, Avril 1974.

- [HIG 80] D.W. HIGHTOWER  
"A Generalized Channel Router"  
Proc. of 17th Design Automat. Conf., June 1980, pp. 12-21.
- [HSU 82] CHI. PING HSU  
"A new two dimensional Routing Algorithm"  
Proc. of the 19th Design.Autom.Conf., pp. 46-50.
- [HWAN 78] F.K. HWANG  
"The rectilinear Steiner Problem"  
Design Automation and Fault-Tolerant Computing, vol. 2, n° 4,  
pp. 303-310.
- [KER 70] B.W. KERNIGHAN, S. LIN  
"An efficient procedure for partitioning graph"  
Bell. Syst. Tech. J., vol. 49, Février 1970, pp. 291-308.
- [KIR 83] S. KIRKPATRICK, C.D. GELATT, Jr. MP. VECCHI  
"Optimisation by simulated annealing"  
Science, vol. 220, n° 4598, 13 Mai 1983, pp. 671-680.
- [KOR 82] R.K. KORN  
"An efficient variable cost maze router"  
Proc. of the 19th Design.Autom.Conf., pp. 425-431
- [KOZ 83] T. KOZAWA, A1  
"Automatic Placement Algorithms for High Packing density VLSI"  
Proc. of the 20th Design. Automat. Conf., Juin 1983  
pp. 175-181
- [KRU 56] J.B. KRUSKAL  
"On the shortest spanning subtree of a graph and the traveling  
salesman problem", Proc Am. Math. Soc. 71, pp. 48-50, 1956.

- [KRI 84] **B. KRISHNAMURTHY**  
"An Improved Min-cut algorithm for partitioning VLSI Networks"  
IEEE Transactions on Computer, Vol. C.33, n° 5, Mai 1984,  
pp 438-446.
- [KUR 65] **J.M. KURTZBERG**  
"Algorithms for Backplane Formation"  
Microelectric in Large System. Spartan Books, 1965, pp 61-76.
- [LAP 80] **A.S. LAPAUGH**  
"Algorithms for integrated circuit layout : an analytic  
approach"  
Thesis MIT MASSACHUSETTS 02139, Novembre 1980.
- [LAU 79] **V. LAUTHER**  
"A min-cut placement algorithm for hierarchical automatic  
layout of custom LSI circuit masks"  
Proc. 16th Des. Automat.Conf., San Diego, Juin 1979, pp. 1-10.
- [LEE 61] **C.Y. LEE**  
"An algorithm for path connections and its application"  
IEEE Transactions on Electronic Computers, vol. EC 10, n° 3,  
pp. 346-365, Septembre 1961.
- [LI 63] **J.D.C. LITTLE, K.G. MURTY, D.W. SWEENEY, C. KAREL**  
"An algorithm for the Traveling Salesman Problem"  
J. Oper.Res, vol. 11, 1963, pp. 972-989.
- [LU 80] **F. LUBERT, M. ULREY**  
"Gate assignment and pack placement : two approaches compared"  
Proc. of the 17th Design.Autom.Conf., Minneapolis, 23-25 Juin  
1980, pp. 472-482.

- [ LUK 84 ]      W.K. LUK  
"A Greedy Switch-box Router"  
Carnegie-Mellon University, VLSI Document V158 , 1984.
- [ MAL 82 ]      V.S.R. MALLADI  
"Conception électrique et implantation de circuits intégrés"  
Thèse ENSIMAG, Grenoble, Janvier 1982.
- [ MAT 82 ]      T. MATSUDA et Al.  
"Lambda : a quick, low cost Layout design system for  
master-slice LSIs"  
Proc. of the 19th Design Autom. Conf., Las Vegas,  
14-16 juin 1982, pp. 802-808.
- [ MOO 57 ]      E.F. MOORE  
"The shortest path through a maze"  
Proc. Int. Symp. on switching, Part II, April 2-5, 1957,  
pp 285-292.
- [ PRE 78 ]      B.T. PREAS, C.W. GWYN  
"Methods for hierarchical automatic layout of custom LSI  
circuit masks"  
Proc. du 15th Des.Autom.Conf., pp. 206-212, Juin 1978.
- [ PRIM 57 ]      R.C. PRIM  
"Shortest connection networks and some generalizations"  
Bell. Syst. Techn. J. 36, p. 1389, 1957.
- [ REI 77 ]      E.M. REINGOLD, J. NIEVERGELT, N. DEO  
"Combinatorial Algorithms"  
Prentice-Hall, 1977, Ch.8 : Graph Algorithms.

- [RIV 81] R.L. RIVEST, D.J. BROWN  
"New Lower bounds for Channel Width"  
in VLSI Systems and Computations, Ed Springer-Verlag, 1981,  
pp 178-185.
- [RIV 82] R.L. RIVEST, C.M. FIDUCCIA  
"A "Greedy" channel-router"  
Proc. of the 19th Design Automat. Conf., Juin 1982,  
pp 418-424.
- [SCH 72] D.G. SCHWEIKERT, B.W. KERNIGHAN  
"A proper model for the partitioning of electrical circuits"  
Proc. of the 9th Design Automation Workshop, Juin 1972  
pp. 57-62.
- [SER 82] G. SERRERO  
"Implantation symbolique automatisée de circuits intégrés"  
Thèse INPG, Grenoble, Mars 1982.
- [SHI 80] H. SHIRAISHI, F. HIROSE  
"Efficient placement and routing techniques for master-slice  
LSI"  
Proc. of the 17th Design Autom. Conf., Minneapolis,  
23-25 Juin 1980, pp. 458-464.
- [SOU 79] J. SOUKUP  
"Global Router"  
Proc. of the 16th Design Autom. Conf., pp. 481-484.
- [SOU 81] J. SOUKUP  
"Circuit Layout"  
Proceedings of the IEEE, vol. 69, n° 10, Octobre 1981,  
pp. 1281-1304.
- [ST 61] L. STEIWERBERG  
"The Blackboard Wirig Problem : A placement Algorithm"  
SIAW rev., Vol. 3, n° 1, 1961, pp 37-50.

- [SYE 82] Z. SYED, A.EI GAMAL, M.A. BREUER  
"On routing for custom integrated circuits"  
Proc. of the 19th Design Autom. Conf., Las Vegas,  
14-16 Juin 1982, pp. 887-893.
- [TAN 81] C. TANAKA  
"The Layout design system Mars M3"  
Proc. of the 18th Design.Autom.Conf., pp. 812-819 , 1981
- [TSI 84] J. TSITSIMIS  
"Implantation automatisée de circuits précaractérisés et  
prédifusés"  
Thèse INPG, Grenoble, Octobre 1984.
- [WIE 81] M. WIESEL, D.A. MLYNSKI  
"An Efficient Channel Model for Building Blocks LSI"  
Proc. IEEE Intern. Symp. on Circuits and Systems, Juillet 1981,  
pp 118-121.
- [WIE 82] M. MIESEL, D.A. MLYNSKI  
"Two-Dimensional Channel Routing and Channel Intersection  
Problem"  
Proc. of the 19th Design Automat. Conf., Juin 1982,  
pp 733-739.
- [WIL 74] D.C. WILSON, R.J. SMITH  
"An experimental comparison of Force Directed Placement  
Techniques"  
Design. Automat. Workshop, pp 194-199, 1974.

DERNIERE PAGE D'UNE THESE

3È CYCLE, DOCTEUR INGÉNIEUR OU UNIVERSITÉ

Vu les dispositions de l'arrêté du 16 avril 1974,

Vu les rapports de M.m. *G. SAUCIER*.....

M. ....

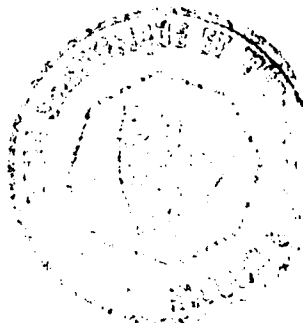
M. *r. BELLOU* *M. a m*..... est autorisé  
à présenter une thèse en vue de l'obtention du grade de DOCTEUR *3è cycle*.....  
*Spécialité Microélectronique*.....

Grenoble, le

**6 DEC. 1984**

Le Président de l'Université Scientifique  
et Médicale

M. TANCHE



*Tanche*