



Évaluation des performances par simulations : application aux canaux de signalisation de systèmes radiotéléphoniques

Claude Mazel

► To cite this version:

Claude Mazel. Évaluation des performances par simulations : application aux canaux de signalisation de systèmes radiotéléphoniques. Modélisation et simulation. Institut National Polytechnique de Grenoble - INPG, 1988. Français. NNT : . tel-00327272

HAL Id: tel-00327272

<https://theses.hal.science/tel-00327272>

Submitted on 8 Oct 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'Institut National Polytechnique de Grenoble

pour obtenir le grade de
Docteur Ingénieur
Spécialité Informatique

par

Claude MAZEL

EVALUATION DES PERFORMANCES PAR SIMULATIONS
APPLICATION AUX CANAUX DE SIGNALISATION
DE SYSTEMES RADIOTELEPHONQUES

Thèse soutenue le 30 Juin 1988 devant la commission d'examen :

Président :

G. MAZARE

Examineurs :

J.M. ADAMO

M. BECKER

B. PLATEAU

R. THOMAS

D. VERHULST

INSTITUT NATIONAL POLYTECHNIQUE DE GRENOBLE

Président : Georges LESPINARD

Année 1988

Professeurs des Universités

BARIBAUD Michel	ENSERG	JOUBERT Jean-Claude	ENSPG
BARRAUD Alain	ENSIEG	JOURDAIN Geneviève	ENSIEG
BAUDELET Bernard	ENSPG	LACOUME Jean-Louis	ENSIEG
BEAUFILS Jean-Pierre	ENSEEG	LESIEUR Marcel	ENSHMG
BLIMAN Samuel	ENSERG	LESPINARD Georges	ENSHMG
BLOCH Daniel	ENSPG	LONGEQUEUE Jean-Pierre	ENSPG
BOIS Philippe	ENSHMG	LOUCHET François	ENSIEG
BONNETAIN Lucien	ENSEEG	MASSE Philippe	ENSIEG
BOUVARD Maurice	ENSHMG	MASSELOT Christian	ENSIEG
BRISONNEAU Pierre	ENSIEG	MAZARE Guy	ENSIMAG
BRUNET Yves	IUFA	MOREAU René	ENSHMG
CAILLERIE Denis	ENSHMG	MORET Roger	ENSIEG
CAVAIGNAC Jean-François	ENSPG	MOSSIERE Jacques	ENSIMAG
CHARTIER Germain	ENSPG	OBLED Charles	ENSHMG
CHENEVIER Pierre	ENSERG	OZIL Patrick	ENSEEG
CHERADAME Hervé	UFR PGP	PARIAUD Jean-Charles	ENSEEG
CHOVET Alain	ENSERG	PERRET René	ENSIEG
COHEN Joseph	ENSERG	PERRET Robert	ENSIEG
COUMES André	ENSERG	PIAU Jean-Michel	ENSHMG
DARVE Félix	ENSHMG	POUPOT Christian	ENSERG
DELLA-DORA Jean	ENSIMAG	RAMEAU Jean-Jacques	ENSEEG
DEPORTES Jacques	ENSPG	RENAUD Maurice	UFR PGP
DOLMAZON Jean-Marc	ENSERG	ROBERT André	UFR PGP
DURAND Francis	ENSEEG	ROBERT François	ENSIMAG
DURAND Jean-Louis	ENSIEG	SABONNADIÈRE Jean-Claude	ENSIEG
FOGGIA Albert	ENSIEG	SAUCIER Gabrielle	ENSIMAG
FOULUPT Jean	ENSIMAG	SCHLENKER Claire	ENSPG
FOULARD Claude	ENSIEG	SCHLENKER Michel	ENSPG
FANDINI Alessandro	UFR PGP	SILVY Jacques	UFR PGP
GAUBERT Claude	ENSPG	SIRIEYS Pierre	ENSHMG
GENTIL Pierre	ENSERG	SOHM Jean-Claude	ENSEEG
GREVEN Hélène	IUFA	SOLER Jean-Louis	ENSIMAG
GUERIN Bernard	ENSERG	SOUQUET Jean-Louis	ENSEEG
GUYOT Pierre	ENSEEG	TROMPETTE Philippe	ENSHMG
VANES Marcel	ENSIEG	VEILLON Gérard	ENSIMAG
AUSSAUD Pierre	ENSIEG	ZADWORNÝ François	ENSERG

**Professeur Université des Sciences Sociales
(Grenoble II)**

BOLLIET Louis

**Personnes ayant obtenu le diplôme
d'HABILITATION A DIRIGER DES RECHERCHES**

BECKER Monique
BINDER Zdenek
CHASSERY Jean-Marc
CHOLLET Jean-Pierre
COEY John
COLINET Catherine
COMMAULT Christian
CORNUEJOLS Gérard
COULOMB Jean- Louis
DALARD Francis
DANES Florin
DEROO Daniel
DIARD Jean-Paul
DION Jean-Michel
DUGARD Luc
DURAND Madeleine
DURAND Robert
GALERIE Alain
GAUTHIER Jean-Paul
GENTIL Sylviane
GHIBAUDO Gérard
HAMAR Sylvaine
HAMAR Roger
LADET Pierre
LATOMBE Claudine
LE GORREC Bernard
MADAR Roland
MULLER Jean
NGUYEN TRONG Bernadette
PASTUREL Alain
PLA Fernand
ROUGER Jean
TCHUENTE Maurice
VINCENT Henri

Chercheurs du C.N.R.S

Directeurs de recherche 1ère Classe

CARRE René
FRUCHART Robert
HOPFINGER Emile
JORRAND Philippe
LANDAU Ioan
VACHAUD Georges
VERJUS Jean-Pierre

Directeurs de recherche 2ème Classe

ALEMANY Antoine
ALLIBERT Colette
ALLIBERT Michel
ANSARA Ibrahim
ARMAND Michel
BERNARD Claude
BINDER Gilbert
BONNET Roland
BORNARD Guy
CAILLET Marcel
CALMET Jacques
COURTOIS Bernard
DAVID René

DRIOLE Jean
ESCUDIER Pierre
EUSTATHOPOULOS Nicolas
GUELIN Pierre
JOD Jean-Charles
KLEITZ Michel
KOFMAN Walter
KAMARINOS Georges
LEJEUNE Gérard
LE PROVOST Christian
MADAR Roland
MERMET Jean
MICHEL Jean-Marie
MUNIER Jacques
PIAU Monique
SENATEUR Jean-Pierre
SIFAKIS Joseph
SIMON Jean-Paul
SUERY Michel
TEODOSIU Christian
VAUCLIN Michel
WACK Bernard

**Personnalités agréées à titre permanent à diriger
des travaux de
recherche (décision du conseil scientifique)**

E.N.S.E.E.G

CHATILLON Christian
HAMMOU Abdelkader
MARTIN GARIN Régina
SARRAZIN Pierre
SIMON Jean-Paul

E.N.S.E.R.G

BOREL Joseph

E.N.S.I.E.G

DESCHIZEAUX Pierre
GLANGEAUD François
PERARD Jacques
REINISCH Raymond

E.N.S.H.G

ROWE Alain

E.N.S.I.M.A.G

COURTIN Jacques

E.F.P.

CHARUEL Robert

C.E.N.G

CADET Jean
COEURE Philippe
DELHAYE Jean-Marc
DUPUY Michel
JOUVE Hubert
NICOLAU Yvan
NIFENECKER Hervé
PERROUD Paul
PEUZIN Jean-Claude
TAIB Maurice
VINCENDON Marc

**Laboratoires extérieurs
C.N.E.T**

DEVINE Rodericq
GERBER Roland
MERCKEL Gérard
PAULEAU Yves

UNIVERSITE Joseph FOURIER (GRENOBLE I)

Président de l'Université :
M. PAYAN Jean Jacques

Année Universitaire 1987 - 1988

MEMBRES DU CORPS ENSEIGNANT DE SCIENCES ET DE GEOGRAPHIE

PROFESSEURS DE 1ère Classe

ARNAUD Paul
ARVIEU ROBERT
AUBERT Guy
AURIAULT Jean-Louis
AYANT Yves
BARBIER Marie-Jeanne
BARJON Robert
BARNOUD Fernand
BARRA Jean-René
BECKER Pierre
BEGUIN Claude
BELORISKY Elie
BENZAKEN Claude
BERARD Pierre
BERNARD Alain
BERTRANDIAS Françoise
BERTRANDIAS Jean-Paul
BILLET Jean
BOELHER Jean-Paul
BONNIER Jane Marie
BOUCHEZ Robert
BRAVARD Yves
CARLIER Georges
CAUQUIS Georges
CHARDON Michel
CHIBON Pierre
COHEN ADDAD Jean-Pierre
COLIN DE VERDIERE Yves
CYROT Michel
DEBELMAS Jacques
DEGRANGE Charles
DEMAILLY Jean-Pierre
DENEUVILLE Alain
DEPORTES Charles
DOLIQUE Jean-Michel
DOUCE Roland
DUCROS Pierre
FONTAINE Jean-Marc
GAGNAIRE Didier
GERMAIN Jean-Pierre
GIRAUD Pierre
HICTER Pierre
IDELMAN Simon
JANIN Bernard
JOLY Jean-René
KAHANE André, détaché
KAHANE Josette
KRKOWIAK Sacha

Chimie Organique
Physique Nucléaire I.S.N.
Physique C.N.R.S
Mécanique
Physique Approfondie
Electrochimie
Physique Nucléaire ISN
Biochimie Macromoléculaire Végétale
Statistiques-Mathématiques Appliquées
Physique
Chimie Organique
Physique
Mathématiques Pures
Mathématiques Pures
Mathématiques Pures
Mathématiques Pures
Mathématiques Pures
Géographie
Mécanique
Chimie Générale
Physique Nucléaire ISN
Géographie
Biologie Végétale
Chimie Organique
Géographie
Biologie Animale
Physique
Mathématiques Pures
Physique du Solide
Géologie Générale
Zoologie
Mathématiques Pures
Physique
Chimie Minérale
Physique des Plasmas
Physiologie Végétale
Cristallographie
Mathématiques Pures
Chimie Physique
Mécanique,
Géologie
Chimie
Physiologie Animale
Géographie
Mathématiques Pures
Physique
Physique
Mathématiques Appliquées

LAJZEROWICZ Jeanine
 LAJZEROWICZ Joseph
 LAURENT Pierre-Jean
 LEBRETON Alain
 DE LEIRIS Joël
 LHOMME Jean
 LLIBOUTRY Louis
 LOISEAUX Jean-Marie
 LUNA Domingo
 MACHE Régis
 MASCLE Georges
 MAYNARD Roger
 OMONT Alain
 OZENDA Paul
 PAYAN Jean-Jacques
 PEBAY-PEYROULA Jean-Claude
 PERRIER Guy
 PIERRARD Jean-Marie
 PIERRE Jean-Louis
 RENARD Michel
 RINAUDO Marguerite
 ROSSI André
 SAXOD Raymond
 SENGEL Philippe
 SERGERAERT Francis
 SOUCHIER Bernard
 SOUTIF Michel
 STUTZ Pierre
 TRILLING Laurent
 VALENTIN Jacques
 VAN CUTSEM Bernard
 VIALON Pierre

Physique
 Physique
 Mathématiques Appliquées
 Mathématiques Appliquées
 Biologie
 Chimie
 Géophysique
 Sciences Nucléaires I.S.N.
 Mathématiques Pures
 Physiologie Végétale
 Géologie
 Physique du Solide
 Astrophysique
 Botanique (Biologie Végétale)
 Mathématiques Pures
 Physique
 Géophysique
 Mécanique
 Chimie Organique
 Thermodynamique
 Chimie CERMAV
 Biologie
 Biologie Animale
 Biologie Animale
 Mathématiques Pures
 Biologie
 Physique
 Mécanique
 Mathématiques Appliquées
 Physique Nucléaire I.S.N.
 Mathématiques Appliquées
 Géologie

PROFESSEURS de 2^{ème} Classe

ADIBA Michel
 ANTOINE Pierre
 ARMAND Gilbert
 BARET Paul
 BLANCHI J.Pierre
 BLUM Jacques
 BOITET Christian
 BORNAREL Jean
 BRUANDET J.François
 BRUGAL Gérard
 BRUN Gilbert
 CASTAING Bernard
 CERFF Rudiger
 CHIARAMELLA Yves
 COURT Jean
 DUFRESNOY Alain
 GASPARD François
 GAUTRON René
 GENIES Eugène
 GIDON Maurice
 GIGNOUX Claude
 GILLARD Roland
 GIORNI Alain
 GONZALEZ SPRINBERG Gérardo
 GUIGO Maryse
 GUMUCHAIN Hervé
 GUITTON Jacques

Mathématiques Pures
 Géologie
 Géographie
 Chimie
 STAPS
 Mathématiques Appliquées
 Mathématiques Appliquées
 Physique
 Physique
 Biologie
 Biologie
 Physique
 Biologie
 Mathématiques Appliquées
 Chimie
 Mathématiques Pures
 Physique
 Chimie
 Chimie
 Géologie
 Sciences Nucléaires
 Mathématiques Pures
 Sciences Nucléaires
 Mathématiques Pures
 Géographie
 Géographie
 Chimie

HACQUES Gérard
 HERBIN Jacky
 HERAULT Jeanny
 JARDON Pierre
 JOSELEAU Jean-Paul
 KERCKHOVE Claude
 LONGEQUEUE Nicole
 LUCAS Robert
 MANDARON Paul
 MARTINEZ Francis
 NEMOZ Alain
 OUDET Bruno
 PECHER Arnaud
 PELMONT Jean
 PERRIN Claude
 PFISTER Jean-Claude
 PIBOULE Michel
 RAYNAUD Hervé
 RICHARD Jean-Marc
 RIEDTMANN Christine
 ROBERT Gilles
 ROBERT Jean-Bernard
 SARROT-REYNAULD Jean
 SAYETAT Françoise
 SERVE Denis
 STOECKEL Frédéric
 SCHOLL Pierre-Claude
 SUBRA Robert
 VALLADE Marcel
 VIDAL Michel
 VIVIAN Robert
 VOTTERO Philippe

Mathématiques Appliquées
 Géographie
 Physique
 Chimie
 Biochimie
 Géologie
 Sciences Nucléaires I.S.N.
 Physique
 Biologie
 Mathématiques Appliquées
 Thermodynamique CNRS - CRTBT
 Mathématiques Appliquées
 Géologie
 Biochimie
 Sciences Nucléaires I.S.N.
 Physique du Solide
 Géologie
 Mathématiques Appliquées
 Physique
 Mathématiques Pures
 Mathématiques Pures
 Chimie Physique
 Géologie
 Physique
 Chimie
 Physique
 Mathématiques Appliquées
 Chimie
 Physique
 Chimie Organique
 Géographie
 Chimie

MEMBRES DU CORPS ENSEIGNANT DE L' IUT 1

PROFESSEURS de 1ère Classe

BUISSON Roger
 DODU Jacques
 NEGRE Robert
 NOUGARET Marcel
 PERARD Jacques

Physique IUT 1
 Mécanique Appliquée IUT 1
 Génie Civil IUT 1
 Automatique IUT 1
 EEA. IUT 1

PROFESSEURS de 2ème classe

BOUTHINON Michel
 CHAMBON René
 CHEHIKIAN Alain
 CHENAVAS Jean
 CHOUTEAU Gérard
 CONTE René
 GOSSE Jean-Pierre
 GROS Yves
 KUHN Gérard, (Détaché)
 MAZUER Jean
 MICHOUILLER Jean
 MONLLOR Christian
 PEFFEN René
 PERRAUD Robert
 PIERRE Gérard
 TERRIEZ Jean-Michel
 TOUZAIN Philippe
 VINCENDON Marc

EEA. IUT 1
 Génie Mécanique IUT 1
 EEA. IUT 1
 Physique IUT 1
 Physique IUT 1
 Physique IUT 1
 EEA.IUT 1
 Physique IUT 1
 Physique IUT 1
 Physique IUT 1
 Physique IUT 1
 EEA.IUT 1
 Métallurgie IUT 1
 Chimie IUT 1
 Chimie IUT 1
 Génie Mécanique IUT 1
 Chimie IUT 1
 Chimie IUT 1

•

Faculté La Tronche
Faculté La Tronche
Faculté La Tronche
Faculté La Tronche
Faculté La Tronche
C.H.R.G.
Faculté Meylan
Faculté La Tronche
Faculté La Tronche
Faculté La Tronche
Faculté Meylan
Faculté La Tronche
Faculté La Tronche
Faculté Meylan
Faculté Meylan

[illegible]

PROFESSEURS 2ème CLASSE

BACHELOT Yvan	Endocrinologie	C.H.R.G.
BARGE Michel	Neurochirurgie	C.H.R.G.
BENABID Alim Louis	Biophysique	Faculté La Merci
BENSA Jean-Claude	Immunologie	Hopital Sud
BERNARD Pierre	Gynécologie-Obstétrique	C.H.R.G.
BESSARD Germain	Pharmacologie	ABIDJAN
BOLLA Michel	Radiothérapie	C.H.R.G.
BOST Michel	Pédiatrie	C.H.R.G.
BOUCHARLAT Jacques	Psychiatrie Adultes	Hopital Sud
BRAMBILLA Christian	Pneumologie	C.H.R.G.
CHIROSEL Jean-Paul	Anatomie-Neurochirurgie	C.H.R.G.
COMET Michel	Biophysique	Faculté La Merci
CONTAMIN Charles	Chirurgie Thoracique et Cardiovasculaire	C.H.R.G.
	Néphrologie	C.H.R.G.
CORDONNIER Daniel	Radiologie	C.H.R.G.
COULOMB Max	Radiologie	C.H.R.G.
CROUZET Guy	Médecine Interne et Toxicologie	C.H.R.G.
DEBRU Jean-Luc	Biostatistiques et Informatique Médicale	Faculté La Merci
DEMONGEOT Jacques	Chirurgie Générale	C.H.R.G.
	Chirurgie Infantile	C.H.R.G.
DUPRE Alain	Physiologie	Faculté La Merci
DYON Jean-François	Anatomie et Organogénèse	C.H.R.G.
ETERRADOSSI Jacqueline	Urologie	C.H.R.G.
FAURE Claude	Hépto-Gastro-Entérologie	C.H.R.G.
FAURE Gilbert	Médecine Interne	C.H.R.G.
FOURNET Jacques	Anesthésiologie	C.H.R.G.
FRANCO Alain	Chirurgie Générale et Vasculaire	C.H.R.G.
GIRARDET Pierre	Thérapeutique et Réanimation Médicale	C.H.R.G.
GUIDICELLI Henri	Biochimie	C.H.R.G.
GUIGNIER Michel	Endocrinologie et Maladies Métaboliques	Faculté La Merci
	Hépto-Gastro-Entérologie	C.H.R.G.
HADJIAN Arthur	Médecine Interne	C.H.R.G.
HALIMI Serge	Histologie-Cytogénétique	C.H.R.G.
	O.R.L.	C.H.R.G.
HOSTEIN Jean	Hématologie Biologique	C.H.R.G.
HUGONOT Robert	Chirurgie Générale	C.H.R.G.
JALBERT Pierre	Cardiologie et Maladies Vasculaires	C.H.R.G.
JUNIEN-LAVILLAULOY Claude	Hygiène	C.H.R.G.
KOLODIE Lucien	Médecine Interne	C.H.R.G.
LETOUBLON Christian	Ophthalmologie	C.H.R.G.
MACHECOURT Jacques	Neurologie	C.H.R.G.
	Rhumatologie	C.H.R.G.
MAGNIN Robert	Gynécologie-Obstétrique	Hopital Sud
MASSOT Christian	Pédiatrie	C.H.R.G.
MOUILLON Michel	Stomatologie	C.H.R.G.
PELLAT Jacques	Cancérologie	C.H.R.G.
PHELIP Xavier	Bactériologie-Virologie	Faculté La Merci
RACINET Claude	Cytogénétique	Faculté La Merci
RAMBAUD Pierre	Hématologie	C.H.R.G.
RAPHAEL Bernard	Anatomie Pathologique	C.H.R.G.
RAPHAEL Bernard	Radiothérapie	C.H.R.G.
SCHAEERER René		
SEIGNEURIN Jean-Marie		
SELE Bernard		
SOTTO Jean-Jacques		
STOEBNER Pierre		
VROUSOS Constantin		

Je tiens à exprimer toute ma reconnaissance à Madame Monique BECKER, Professeur à l'INT, pour avoir encadré mon travail, et m'avoir apporté une aide constante tout au long de cette étude.

Je tiens à remercier:

- Monsieur Guy MAZARE, Professeur à l'ENSIMAG pour m'avoir fait l'honneur d'accepter de présider le jury de cette thèse,
- Madame Brigitte PLATEAU, chargé de recherche CNRS, d'avoir accepté d'être le rapporteur de cette thèse et de participer au jury,
- Je remercie également Monsieur Jean Marc ADAMO, Professeur à l'Université Claude Bernard, et Monsieur Didier VERHULST, Manager de l'équipe définition et spécifications de systèmes cellulaires numériques, chez Alcatel-Radiotéléphone, d'avoir accepté d'être membres de ce jury.
- Il me reste à remercier tout particulièrement Monsieur Rémi THOMAS, Responsable des problèmes de dimensionnement et d'évaluation des performances, dans le département RCM du CNET, pour la collaboration agréable que nous avons pu établir, et pour tous les éclaircissements qu'il m'a apporté en ce qui concerne les systèmes radiotéléphoniques.

Que soient également remerciés ici:

- Tous mes amis de l'équipe "Unité Génie Matériel" pour l'ambiance chaleureuse qu'ils ont toujours su y faire régner,
- Le service de reprographie de l'IMAG, et Monsieur D. IGLESIAS pour le tirage de cette thèse,
- et enfin toi, Krys, pour les nombreuses heures de dur labeur que tu as passées devant Macintosh pour réaliser la frappe de cette thèse.

Introduction

La très forte croissance en besoin de télécommunications que connaissent tous les pays industrialisés a entraîné, depuis une décennie, le développement de services dits de radiotéléphonie permettant à leurs usagers d'établir des communications à partir de postes mobiles.

La distinction est habituellement faite, entre les réseaux radiotéléphoniques privés, ou réseaux d'entreprises, permettant la transmission de communications entre une base et des mobiles constituant une flotte fermée, et les réseaux publics connectés au réseau téléphonique commuté public.

Les premiers, très nombreux, sont en grande majorité des réseaux de petite taille utilisant des infrastructures privées. En France, le parc des mobiles connectés à des réseaux privés est actuellement d'environ 250 000 mobiles pour 3000 réseaux.

Deux réseaux publics fonctionnent à l'heure actuelle en France : le téléphone de voiture, apparu en région parisienne en 1956, et qui, étant complètement saturé, a été relayé par le système Radiocom 2000, mis en service au début de l'année 1986.

Ce dernier système qui compte à l'heure actuelle environ 40000 abonnés, offre simultanément les services d'un téléphone de voiture et d'un réseau d'entreprise. L'encombrement du spectre radioélectrique réservé aux réseaux privés, ainsi que la volonté des utilisateurs de pouvoir se connecter sur le réseau téléphonique commuté public créent une demande potentielle très forte : certaines prévisions [OND87] envisagent d'ici à 1992 un décuplement du marché des réseaux radiotéléphoniques cellulaires (250 000 mobiles pour Radiocom 2000 et téléphone de voiture).

La France accuse toutefois un retard important par rapport aux pays les plus avancés dans ce domaine, comme le confirme le tableau comparatif suivant [OND87] :

	téléphone de voiture		Réseaux d'entreprise		Radio messagerie publique	
	nb mobiles en milliers	taux pénétration pour 1000 hab	nb mobiles en milliers	taux pénétration pour 1000 hab	nb récepteurs en milliers	taux pénétration pour 1000 hab
France	22	0.4	250	4.5	70	1.3
G-B	146	2.6	380	6.7	425	7.5
Scandinavie	338	15.0	400	17.8	132	5.9
RFA	38	0.6	600	10.2	128	2.1
Pays-bas	15	1.0	75	5.2	100	6.9
Etats-unis	800	3.3	9000	37.5	6500	27.0

Comparaisons internationales en Décembre 1986

Les capacités de raccordement, pourtant importantes, de Radiocom 2000 (environ 300000 abonnés) laissent donc prévoir une saturation de ce système avant la fin du siècle.

D'autre part, la volonté des différents pays de la CEE de profiter du nouveau palier technologique que représentent les techniques numériques pour acquérir une place de premier rang dans ce domaine est à l'origine du projet de réalisation d'un système radiotéléphonique numérique cellulaire paneuropéen, lancé en 1982, et pour lequel le CNET a été désigné laboratoire international.

Cette thèse est divisée en trois parties:

La première partie est une introduction dans laquelle sont présentées les différentes techniques d'accès multiple appliquées dans les réseaux à commutation de paquets, et plus particulièrement, les techniques à accès aléatoire et les techniques de réservation de slots. Les principes fonctionnels des réseaux cellulaires sont ensuite décrits, et le choix de la technique ALOHA à temps discrétisé, que nous désignerons sous le terme "slotted" ALOHA, est justifié pour l'accès à la voie balise montante (voie de signalisation permettant aux stations mobiles de communiquer avec leur station de base).

Le problème de la stabilité d'un canal accédé suivant un protocole de type "slotted" ALOHA est alors abordé, et permet de conclure sur la nécessité d'effectuer, sur un tel canal, un contrôle dynamique des retransmissions.

La deuxième partie présente une modélisation du réseau radiotéléphonique Radiocom 2000, réalisé par MATRA sous le nom RTA.

Un modèle des déplacements des mobiles dans ce réseau est d'abord étudié. Ceci conduit à la résolution d'un système linéaire de grande taille, pour la résolution duquel des méthodes d'agrégation sont utilisées. Les performances de l'algorithme de Courtois et de la méthode itérative d'agrégation / désagrégation de F.Chatelin sont alors comparées.

Vient ensuite une description du réseau et des différents protocoles d'établissement de communication qui sont gérés au niveau de chaque relais. Les résultats obtenus par simulation de ces protocoles sont alors présentés.

Ces deux modèles nous conduisent enfin à proposer une modélisation de l'ensemble du système en deux phases:

La première phase consiste à décomposer le système en constituants élémentaires, les relais, dont le fonctionnement a été évalué au moyen d'une simulation (permettant, par exemple, de fournir des probabilités d'échec de communication sur les voies balises montantes et descendantes, en fonction du taux d'appel intérieur). L'influence des appels provenant des autres zones n'est prise en compte, durant cette phase, que sous la forme d'un paramètre du programme de simulation.

C'est dans la deuxième phase que sont analysées les relations existant entre les constituants élémentaires, remplacés par des modèles simplifiés. Un exemple est donné pour les probabilités d'échec sur les voies balises.

La troisième partie décrit comment nous avons évalué, par simulation, les performances d'un canal ALOHA sur lequel les retransmissions sont contrôlées par un algorithme adapté au phénomène de capture.

Ce travail a fait l'objet d'une convention avec le CNET, dans le cadre du projet MARATHON de réalisation du futur système cellulaire numérique européen.

La voie balise montante est accédée suivant un protocole à accès aléatoire "slotted" ALOHA. L'intérêt de l'algorithme de contrôle des retransmissions dont nous avons évalué les performances est qu'il s'adapte à chaque niveau de puissance de réception des messages par la station de base. Il prend ainsi en compte le phénomène de capture, c'est à dire le fait que, parmi plusieurs émissions simultanées, il arrive parfois que l'émission la plus puissante soit reçue correctement (ou "capturée") par la station de base.

Le chapitre I introduit le phénomène de capture, et décrit notamment les travaux réalisés par G.Fayolle et R.Thomas en [FAY87], qui, à partir d'un modèle théorique dans lequel les puissances de réception sont discrétisées, établissent des conditions de stabilité du canal (I1). A partir de la définition des couches de puissance (I 2) donnée dans les documents fournis par le CNET, il est ensuite montré par simulation (I 3), que compte tenu de la fonction de répartition des puissances captées par la station de base, une répartition en deux couches de 20 dB est celle qui permet de s'approcher au mieux des hypothèses simplificatrices définies dans le modèle théorique. Pour cette répartition en deux couches, des calculs théoriques complets sont faits pour optimiser les conditions nécessaires de stabilité (I 3).

Dans le chapitre II nous décrivons tout d'abord l'algorithme de contrôle proposé par R.Thomas (II 1). Nous validons ensuite les paramètres utilisés par cet algorithme (II 2). Ceci a nécessité une recherche approximative, par simulations itératives, de la valeur du trafic permettant d'optimiser le débit instantané. Un protocole d'accès multiple avec réservation dynamique de slots est enfin proposé en II 3.

Une description détaillée du programme de simulation peut être trouvée en annexe III1. Les adaptations qui ont dû être apportées à la première simulation pour pouvoir simuler ce protocole y sont décrites en annexe III2.

Dans le chapitre III peuvent être trouvés les résultats suivants:

- Intérêt d'un contrôle des retransmissions (III 1).
- Comparaison des performances de l'algorithme de contrôle différencié en fonction des couches de puissances à celles d'un algorithme de contrôle indifférencié (algorithme de Banh Tri An & Gelenbe) (III 2).
- Intérêt de la réservation dynamique de slots par rapport à la réservation statique (III3).

Une validation statistique des résultats est donnée en annexe générale 2.

PREMIERE PARTIE

Chapitre I :

Généralités sur les réseaux

Les réseaux sont des systèmes complexes constitués d'un nombre variable d'équipements informatiques capables d'émettre, de recevoir et de traiter des données qui transitent entre ces équipements via un medium de communication donné.

Effectuer une classification des différentes formes de réseaux existants nécessite de choisir entre de nombreux critères interdépendants : taille géographique, topologie, mode de transmission des données, nature des informations échangées, nombre d'utilisateurs, support de transmission...

Dans ce paragraphe, nous nous intéresserons à deux critères (qui ne sont pas eux mêmes indépendants) : mode de transmission des données et support de transmission.

I 1 Mode de transmission des données : réseaux à commutation de paquets et réseaux à commutation de circuits.

I 1.1 Les réseaux à commutation de circuits.

Les réseaux à commutation de circuits qui sont historiquement les premiers à être apparus allouent, pour chaque session de communication entre deux utilisateurs, un circuit physique permettant de faire transiter les données de l'un à l'autre jusqu'à la fermeture de la session. Ce mode de transmission qui est d'un certain point de vue celui des communications téléphoniques est en adéquation avec la nature des données vocales transmises : il s'agit en effet d'échanges de données en full duplex dont les débits dans les deux sens sont comparables et réguliers dans le temps, ce qui permet d'avoir des taux d'utilisation des canaux tout à fait acceptables.

Par contre ce mode de transmission est mal adapté aux échanges de données qui ont lieu entre les calculateurs et leurs terminaux. D'une part comme le montre une étude effectuée par Jackson & Stubbs [JAC69], ces échanges de données s'effectuent de manière "saccadée". C'est à dire que des silences assez longs succèdent à de brefs échanges à très hauts débits, ces pics pouvant atteindre 2000 fois la valeur du débit moyen [ABR73]. D'autre part ces échanges de données sont asymétriques [JAC69], à savoir que le débit dans le sens calculateur - terminaux est de l'ordre de 10 fois supérieur au débit dans le sens contraire. Compte tenu des coûts, et éventuellement de la rareté des canaux de communication, l'allocation d'un canal à chaque session calculateur-terminal est difficilement envisageable lorsque le nombre d'utilisateurs devient grand. En effet, un canal haute vitesse permettrait d'absorber les pics de débit, mais serait la plupart du temps inutilisé, alors qu'un canal basse vitesse qui aurait un taux d'utilisation acceptable ne serait pas suffisamment rapide pour effectuer les transmissions dans des délais raisonnables.

Pour pallier à cette faiblesse du taux d'utilisation des canaux à grande vitesse utilisés pour les échanges calculateur - terminaux, il faut les partager dynamiquement entre les diverses sessions : en effet, la somme des demandes d'un grand nombre d'utilisateurs converge vers une demande qui suit une loi exponentielle dont la moyenne est égale à la somme des demandes moyennes de chacun d'entre eux. Ainsi un canal partagé dynamiquement entre un certain nombre d'utilisateurs, ayant un débit de l'ordre de celui d'un canal dédié capable d'absorber les pics, aura un taux d'utilisation largement supérieur pour des délais identiques.

Enfin le facteur qui a peut être été le plus déterminant dans le choix de partager dynamiquement les canaux de communication, est la décroissance très forte des coûts de calculs (détection d'erreur, routage, allocation dynamique des bandes passantes...) par rapport aux coûts de communications. Lorsque au début des années 70, pour des distances suffisamment grandes ces derniers sont devenus supérieurs aux coûts de calculs, la solution des réseaux à commutation de paquets s'est imposée, du moins pour les réseaux d'ordinateurs très dispersés géographiquement: ARPANET [ROB73], ALOHA[ABR70].

1.1.2 Les réseaux à commutation de paquets [ROB73bis.ROB74]

Les réseaux à commutation de paquets permettent justement l'allocation dynamique du canal à chaque session en fractionnant les messages envoyés en paquets de longueur fixée. Le canal n'est dédié à une session que pendant l'envoi de l'un de ces paquets. Ceux ci peuvent être tamponnés avant leur envoi. En plus des informations envoyées, ils contiennent un entête constitué par l'adresse de destination et par des informations de contrôle.

Suivant leur topologie, les réseaux à commutation de paquets peuvent être de deux types différents:

I 1.2.1 Les réseaux à commutation de paquets point à point

ARPANET, le premier réseau à commutation de paquets qui fut réalisé en est un exemple [ROB73]. Ces réseaux comportent plusieurs noeuds, reliés deux à deux suivant une topologie déterminée. Les paquets transitent de noeud en noeud à travers le réseau jusqu'à leur destination. Le partage des canaux entre ces paquets est réalisé par les noeuds au moyen d'une file d'attente. Ce sont également les noeuds qui gèrent les problèmes de routage.

I 1.2.2 Les réseaux à diffusion de paquets [ABR77]

Les exemples les plus connus de ce type de réseaux sont ETHERNET [MET76], et le réseau ALOHA [ABR70]. Un canal unique est utilisé en émission comme en réception. En émission, les différents utilisateurs doivent se partager dynamiquement ce canal, alors que la réception est faite par chacun d'eux au moyen d'une interface écoutant en permanence tout ce qui passe sur le canal, mais ne récupérant que les messages qui leur sont destinés;

Le principe des réseaux à commutation de paquets est, indépendamment de leur topologie, de faire partager par le plus grand nombre possible d'utilisateurs des canaux de communication à haut débit. Leur implémentation nécessite donc l'utilisation de protocoles, appelés protocoles d'accès multiples.

I 2 Les supports de transmission : réseaux câblés et réseaux radioélectriques

I 2.1 Réseaux câblés

Les paires de fils torsadés ou les câbles coaxiaux permettent des communications rapides, fiables et peu coûteuses sur de courtes distances. Cependant le débit maximum de ces lignes décroît en fonction de la distance à parcourir. De plus l'amortissement du signal électrique impose de placer à intervalles réguliers des amplificateurs régénérateurs intermédiaires, ce qui augmente fortement le coût en fonction de la distance. Il faut cependant remarquer que l'introduction de la fibre optique a permis d'augmenter le pas de régénération d'un ordre largement supérieur à 10 grâce au faible amortissement du signal lumineux. Un

autre avantage notable de cette nouvelle technique par rapport aux signaux électriques est son insensibilité aux parasites électromagnétiques.

I 2.2 Les réseaux radioélectriques

Le terme de réseau radioélectrique regroupe toute une catégorie de réseaux télématiques parmi lesquels on peut citer les réseaux de radio et télédiffusion, les réseaux radiotéléphoniques et les réseaux de télécommunication par satellites.

Une caractéristique commune à ces réseaux radioélectriques est l'utilisation de faisceaux hertziens comme support de transmission. Une propriété de ce mode de transmission est la suivante: un nombre quelconque d'émetteurs peuvent utiliser un canal unique pourvu qu'un protocole d'accès multiple permette de résoudre le problème des émissions simultanées, que nous qualifieront de collisions. Du fait que le mode de transmission des réseaux radioélectriques est par essence partageable, ceux ci rentrent naturellement dans la catégorie des réseaux à commutation de paquets.

La deuxième propriété des communications radioélectriques est la diffusion . En effet, un message émis sur un canal radioélectrique peut être lu à l'intérieur de la zone d'émission, par un nombre quelconque de stations.

Les avantages qui résultent de ces propriétés, énumérés en [KLE75] par L.Kleinrock et S.S.Lam sont les suivants:

1°) Elimination des problèmes de topologie, et de routage, puisque à l'intérieur d'une même zone d'émission le graphe des communications entre les différentes stations est complet.

2°) Possibilité d'établir des communications sur des très grandes distances, car aussi bien pour les satellites que pour les communications terrestres le coût est relativement indépendant de la distance, et la fiabilité est beaucoup plus grande que pour les câbles métalliques. Il faut cependant remarquer que dans le domaine des communications à l'échelle planétaire, les câbles sous marins en fibres optiques représentent une sérieuse concurrence pour les satellites.

3°) Mobilité des utilisateurs, ce qui offre des applications dans les domaines aéronautiques et maritimes, ainsi que pour les systèmes radiotéléphoniques.

4°) Grand nombre d'utilisateurs : les propriétés d'accès multiples et de diffusion montrent qu'il n'y a pas de limitation au nombre total d'utilisateurs pourvu que la charge globale du système reste constante .

5°) Flexibilité dans la conception des systèmes, car la capacité des canaux peut être aisément modifiée en augmentant ou en diminuant la largeur de leur bande passante.

6°) Répartition de la charge globale: même si la commutation de paquets permet de régulariser la charge globale, il n'empêche que dans les réseaux câblés qui ont une topologie un peu complexe, il existe des parties du réseau inutilisées alors qu'il y a des congestions dans d'autres parties. Ce problème ne se pose pas pour les réseaux radioélectriques qui n'utilisent qu'un seul canal sur lequel toute la charge est répartie.

Chapitre II :

Les différents types de protocoles d'accès multiples

F.A.Tobagi [TOB80] divise les différents protocoles d'accès multiples en 5 catégories :

- Les techniques d'allocation statique.
- Les techniques d'accès aléatoires .
- Les techniques d'allocation sur demande à contrôle centralisé.
- Les techniques d'allocation sur demande à contrôle distribué.
- Les stratégies mixtes.

II 1 Les techniques d'allocation statique [MOU84.VER84]

Ces techniques consistent à partager l'espace temps x fréquence en tranches allouées, de manière périodique à chaque utilisateur, de manière indépendante de leur activité.

II 1.1 Accès Multiples à Répartition dans le Temps (AMRT)

Cette technique consiste simplement à allouer toute la largeur de bande du canal à un émetteur pendant une tranche de temps déterminée (Cf figure II 1 page 14, [MOU84]).

II 1.2 Accès Multiples à Répartition Fréquentielle (AMRF)

Il s'agit ici de n'allouer à chaque émetteur qu'une partie du spectre des fréquences, mais pendant toute la durée de la communication (Cf figure II 1 page 14, [MOU84]).

Bien que la technique AMRF soit plus facile à implémenter parce qu'elle ne nécessite aucune synchronisation entre les utilisateurs, elle a plusieurs désavantages sur la technique AMRT : elle ne permet pas d'effectuer facilement des modifications dans l'allocation des largeurs de bandes aux différents utilisateurs, elle ne permet pas de faire de diffusion, et enfin il est démontré en [LAM77] qu'elle a de moins bonnes performances (en terme de délai) que la technique AMRT.

II 1.3 Accès Multiples à Répartition dans les Codes (AMRC)

A chaque émetteur est alloué un code, c'est à dire une séquence particulière d'intervalles temps-fréquence : lorsqu'il émet, à chaque tranche de temps, il saute d'une fréquence sur une autre, ce qui suppose bien évidemment, que le récepteur fasse la même chose avec une parfaite synchronisation (Cf figure II 1 ci dessous, [MOU84]).

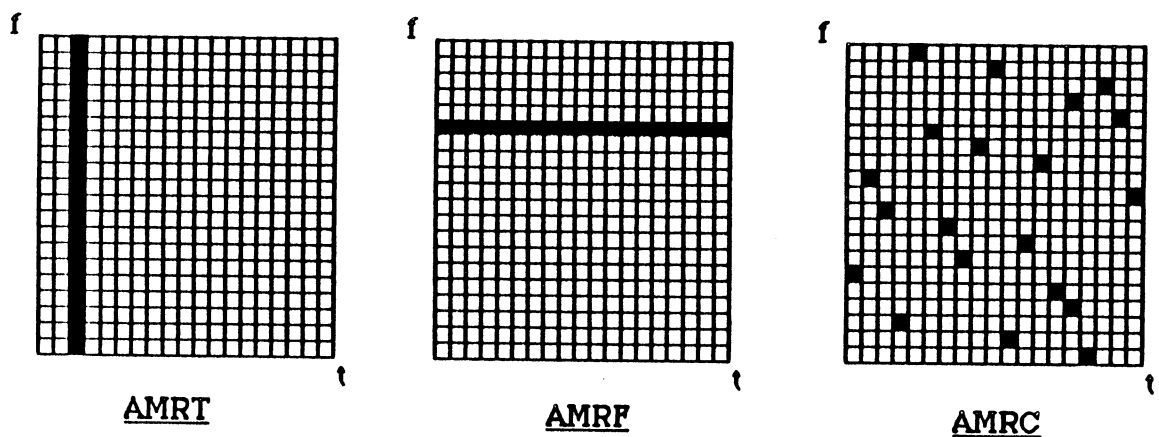


Figure II 1

Si le nombre maximum de séquences allouées est au plus égal au nombre de fréquences disponibles sur toute la largeur de la bande, alors elles peuvent être conçues de manière à être orthogonales entre elles, c'est à dire que chaque intervalle temps-fréquence ne soit utilisé que par une seule séquence. De cette manière tout conflit est impossible, comme dans les techniques AMRT et AMRF. L'unique avantage de cette technique appelée AMRC orthogonale, sur la technique AMRF est d'avoir une plus grande résistance contre l'évanouissement : ce phénomène, que nous désignerons sous le terme anglais "fading", correspond aux perturbations dues, en milieu urbain, aux interférences entre les réflexions multiples d'un même signal sur les divers obstacles. En [MOU84] et [VER84], cette perturbation est qualifiée de "variable lente", ce qui signifie que ses variations sont

suffisamment lentes pour provoquer des évanouissements du niveau de réception sur des temps non négligeables. Ce phénomène étant dépendant de la fréquence, le fait de changer rapidement de fréquence transforme cette variable lente en une variable rapide, équivalente à un bruit qui peut être corrigé par différentes techniques de codage.

II 2 Les techniques d'accès aléatoire

Ces techniques, qui permettent à un nombre d'utilisateurs quelconque, et a priori plutôt grand, de partager un unique canal à haut débit, ne peuvent naturellement s'appliquer que sur des réseaux de type commutation ou diffusion de paquets. Ce mode de partage du canal permettant à chaque utilisateur d'envoyer un paquet sur le canal sans que ce dernier lui soit alloué, n'exclut donc pas la possibilité que plusieurs émissions de paquets se chevauchent. Lorsque ce genre de collisions entre paquets se produit, le message est totalement brouillé, et par conséquent ces paquets doivent être réémis, ce qui suppose que les émetteurs soient informés par acquittement de la bonne réception des paquets qu'ils envoient, ou qu'ils possèdent des récepteurs qui leur permettent d'écouter le message qu'ils envoient (détection de collision).

II 2.1 Le protocole ALOHA [ABR70,KLE73,ROB72]

II 2.1.1 Le protocole ALOHA simple

Ce système est ainsi nommé, car sa première implémentation fut le réseau radio expérimental à commutation de paquets, ALOHA, réalisé par l'université de Hawaï dans les années 70 [ABR70]. Celui ci permettait à un grand nombre de terminaux d'échanger des données par voie radioélectrique avec un ordinateur IBM 360/65 par l'intermédiaire d'un calculateur interface. Deux canaux radioélectriques sont nécessaires à ces échanges de données. Le premier permettant à l'ordinateur central d'émettre à destination des terminaux, ne pose pas de problème particulier, puisque cette émission se fait en diffusion, chaque terminal ne prenant en compte que les paquets qui lui sont destinés. Par contre, le second, qui permet aux terminaux d'envoyer des données à l'ordinateur central doit donc être à accès multiple, et le protocole adopté est le suivant : Les terminaux accèdent au canal de manière totalement asynchrone et sans faire de demande d'allocation. Si le message est correctement reçu par l'interface, celui ci renvoie un acquittement à l'émetteur. Par conséquent après avoir attendu pendant une durée fixée (de l'ordre de 260 ms pour une communication par satellite (temps de propagation aller-retour des ondes électromagnétiques), beaucoup plus petite et

dépendant des interfaces pour une communication terrestre) l'émetteur peut considérer que son message n'a pas été reçu correctement, s'il n'a pas reçu d'acquittement de la part de l'interface récepteur. Cette mauvaise réception, si elle peut être dû à du bruit parasite, ou "fading", est due la plupart du temps, compte tenu de la fiabilité des canaux radioélectriques au chevauchement total ou partiel des émissions de deux ou plusieurs paquets.

A partir de maintenant, nous qualifierons ces émissions quasi simultanées de collisions, que nous considérerons comme principale cause de mauvaise transmission des messages. En cas de collision entre plusieurs paquets ceux ci doivent donc être réémis suivant un délai aléatoire pour éviter que la collision ne se reproduise indéfiniment (cf figure II 2 ci dessous)

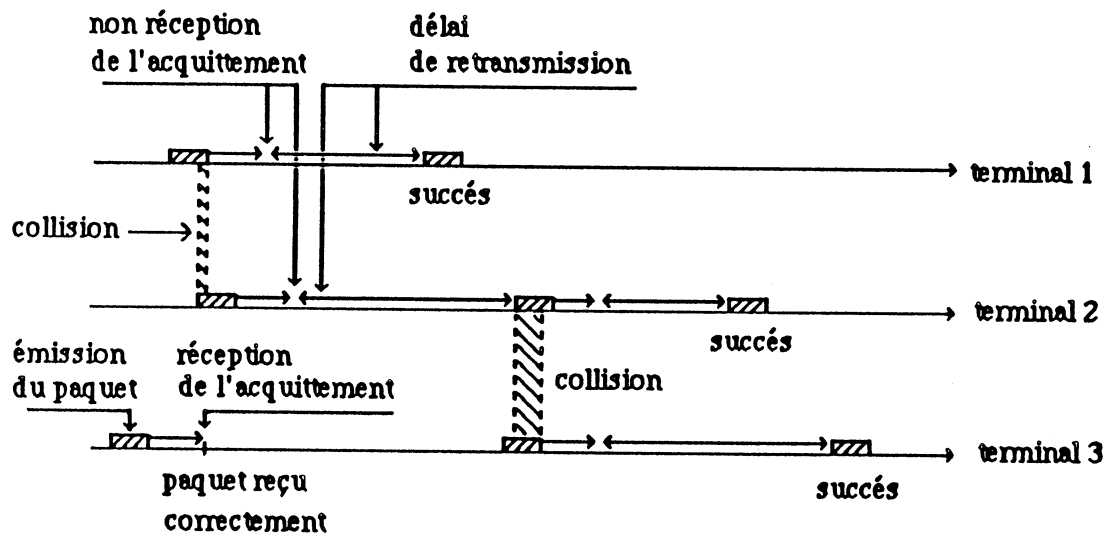


Figure II 2

Remarque:

Les émetteurs peuvent donc être dans deux états possibles: actifs s'ils n'ont pas de paquets en attente d'émission; bloqués si à la suite d'une ou de plusieurs collisions ils doivent respecter un délai aléatoire pour tenter une réémission.

Il est bien connu [ABR70] que le débit d'un canal ALOHA est limité théoriquement à la valeur : $\frac{1}{2e} \approx 0.184$

Ce résultat est basé sur deux hypothèses qui sont les suivantes:

- 1^{ère} hypothèse: Il existe un état stationnaire dans lequel on peut calculer la probabilité de réussite de l'émission d'un paquet.

- 2^{ème} hypothèse: Le trafic total, constitué à la fois par le trafic des nouvelles émissions et celui des retransmissions suit une loi exponentielle dont nous noterons le paramètre G . En fait cette hypothèse n'est pas exacte; c'est une approximation.

Soit τ la durée d'émission d'un paquet. Lorsqu'un paquet est émis, à l'instant t , il risque d'interférer avec le paquet précédent si celui ci a été émis à un instant t_p tel que $t - \tau \leq t_p \leq t$, et il risque d'interférer avec le suivant si celui ci est émis à un instant t_s tel que $t \leq t_s \leq t + \tau$.

Désignons par $X_p = t - t_p$ et $X_s = t_s - t$ les interarrivées respectives avec le paquet précédent et le paquet suivant.

La loi du trafic total étant exponentielle de paramètre G , celle des interarrivées l'est également, de paramètre G , et par conséquent la probabilité de succès de l'émission du paquet est :

$$P(\text{succès}) = P(X_p > \tau) \cdot P(X_s > \tau) = e^{-2\tau G}$$

Le débit S du canal s'exprime donc en fonction de G de la manière suivante:

$$S = G e^{-2\tau G}, \text{ et il est optimum pour } G = \frac{1}{2\tau} \text{ et } S_{\max} = \frac{1}{2e} \text{ (cf figure II 3, page 18).}$$

II 2.1.2 Le protocole slotted ALOHA

Une amélioration du système ALOHA simple [ROB72] consiste à diviser le temps en tranches de longueurs égales usuellement désignées par le mot anglais "slot". Le système qui en est déduit est connu sous le nom de système "slotted" ALOHA que nous pouvons traduire par système ALOHA à temps discrétisé. Par la suite, nous le désignerons toujours sous le terme "slotted" ALOHA. Le principe du protocole est exactement le même, la différence consistant à émettre les paquets en synchronisation avec un signal de début de slot, diffusé par la station centrale. La durée d'un slot est choisie légèrement supérieure au temps de retransmission.

Cette synchronisation supplémentaire permet de doubler le débit du canal, élevant sa limite supérieure théorique à $\frac{1}{e} \approx 0.368$

Désignons par τ la durée d'un slot. Si un terminal est prêt à émettre durant le $n^{\text{ième}}$ slot, c'est à dire à un instant $t = n\tau + m\tau$ avec $0 \leq m \leq 1$, il attendra que la station centrale diffuse

le signal de début du $(n+1)^{\text{ième}}$ slot pour émettre. S'il est le seul à être prêt à émettre durant le $n^{\text{ième}}$ slot, l'émission n'interférera avec aucune autre durant le $(n+1)^{\text{ième}}$ slot même si durant ce slot, d'autres terminaux sont prêts à émettre. En conservant les notations précédentes la probabilité de succès de l'émission s'exprime de la manière suivante :

$$P(\text{succès}) = P(X_p < m\tau) \cdot P(X_s < (1-m)\tau) = e^{-m\tau G} e^{-(1-m)\tau G} = e^{-\tau G}$$

d'où le débit du canal $S = G e^{-\tau G}$, optimum pour $G = \frac{1}{\tau}$ et $S_{\max} = \frac{1}{e}$

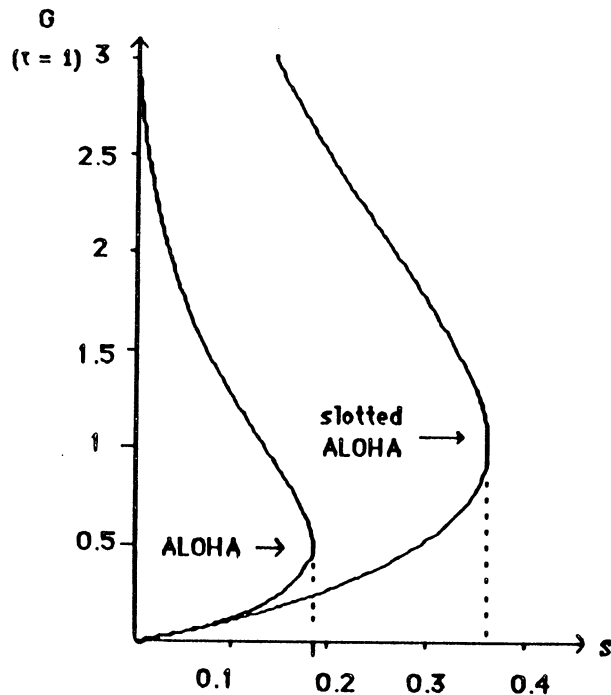


Figure II 3 :

Trafic total du canal en fonction du débit d'entrée

II 2.2 Carrier Sense Multiple Access (CSMA)

Dans les réseaux radioélectriques terrestres où les délais de propagation sont très faibles par rapport aux délais de transmission des paquets, il est possible pour les terminaux prêts à émettre de tester si le canal est libre ou non afin d'éviter les collisions. Si le canal est libre le terminal peut émettre un paquet. Cependant, il n'est pas impossible que deux terminaux émettent simultanément et que, à cause des délais de propagation, l'un d'entre eux ait détecté le canal libre, alors qu'un très court moment auparavant l'autre commençait à émettre. Il se produira alors une collision qui pourra être traitée suivant une politique de retransmission déterminée.

Si le test de la porteuse indique que le canal est occupé, le terminal prêt à émettre doit attendre que celui-ci se libère. On compte de nombreux types de protocoles de type CSMA suivant la stratégie adoptée dans ce cas-là. Nous ferons une première distinction entre protocoles persistants et protocoles non persistants. Dans les deux cas un terminal émet si le canal est libre. Quand le canal n'est pas libre, le protocole non persistant impose au terminal prêt à émettre d'attendre un délai aléatoire pour effectuer une nouvelle tentative, alors que dans le cas du protocole persistant celui-ci continue à "écouter", et émet dès que la porteuse est libre. Si l'avantage du protocole persistant est de réduire les périodes d'inactivité engendrées par les délais d'attente, son inconvénient majeur est d'augmenter très fortement les risques de collisions en fonction de la durée d'émission des messages. En effet, si durant cette émission, deux ou plusieurs terminaux cherchent à émettre, ceux-ci vont forcément rentrer en collision. Différentes variations de CSMA cherchent à pallier à cet inconvénient :

- CSMA persistant avec délais variables consiste à faire respecter à chaque terminal un délai propre lorsque le canal est libéré. Ces délais qui doivent être différents d'une valeur supérieure à la durée de transmission d'un message, peuvent éventuellement être réalloués aléatoirement à chaque fois pour éviter de privilégier toujours le même terminal.

- une deuxième solution consiste à diviser le temps en slots, dont la longueur n'est plus ici le temps de transmission d'un message comme dans le cas "slotted" ALOHA, mais simplement le délai de propagation maximum à l'intérieur du réseau. Lorsque à un instant donné un paquet est prêt à être envoyé, le terminal attend le début du slot suivant pour commencer le protocole. Ce protocole peut encore être, soit persistant (CSMA persistant slotté), soit non persistant (CSMA non persistant slotté). Mais il peut également être un compromis entre les deux. Ce protocole est alors appelé CSMA p-persistant [KLE75bis, TOB82]: l'émetteur teste la charge du canal au début du slot.

Avec une probabilité p , il adopte le protocole persistant, c'est à dire qu'il émet sur ce slot si le canal est libre, ou sinon il attend la fin de la transmission pour recommencer tout le protocole.

Avec une probabilité $1-p$, il attend le slot suivant et teste la charge du canal:

Si le canal est libre, il recommence le protocole en émettant avec une probabilité p , et en reportant au slot suivant avec une probabilité $1-p$.

Si le canal est occupé, il se comporte suivant le protocole CSMA non persistant, c'est à dire qu'il ne retransmet qu'après un délai aléatoire de moyenne fixée, et continue ensuite le protocole de la même manière que pour sa première tentative de retransmission.

Remarque

Le protocole CSMA persistant slotté correspond au cas particulier du protocole 1-persistant.

Des modèles analytiques et des simulations ont prouvé la supériorité des performances des protocoles CSMA sur ceux de type ALOHA [TOB82,KLE75bis], comme le présentent clairement les figures II 4 et II 5 ci dessous, tirées de [KLE75bis]. Ces deux figures utilisent comme unité de temps, le temps de transmission d'un message. La figure II 4 représente les variations du débit global S (nombre moyen de paquets générés par unité de temps) en fonction du trafic total, G (nombre moyen de paquets transmis par unité de temps en comptant à la fois les nouvelles émissions et les retransmissions). La figure II 5, qui représente les délais en fonction des débits, montre l'amélioration qui peut être apportée par les protocoles p-persistent lorsqu'une valeur optimum de p est choisie. Remarquons toutefois que les performances du protocole non persistant, beaucoup plus simple, sont pratiquement aussi bonnes.

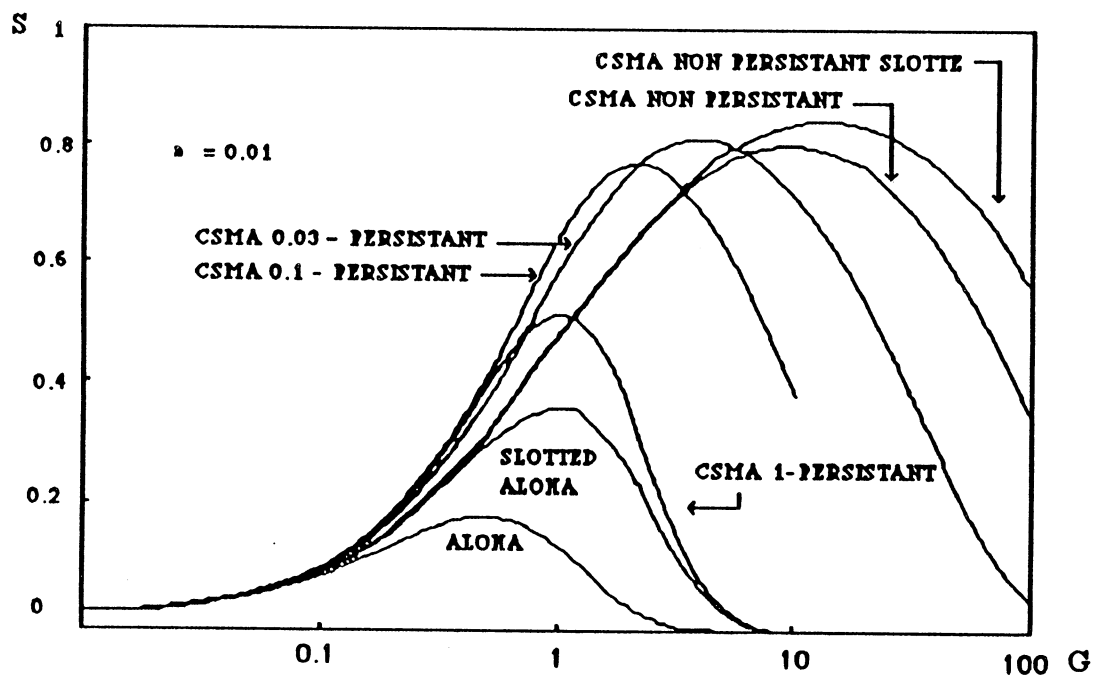


Figure II 4 :

Variations du débit en fonction du trafic pour différentes techniques d'accès aléatoire (a représente le rapport du délai de propagation τ , sur le temps de transmission d'un message, T).

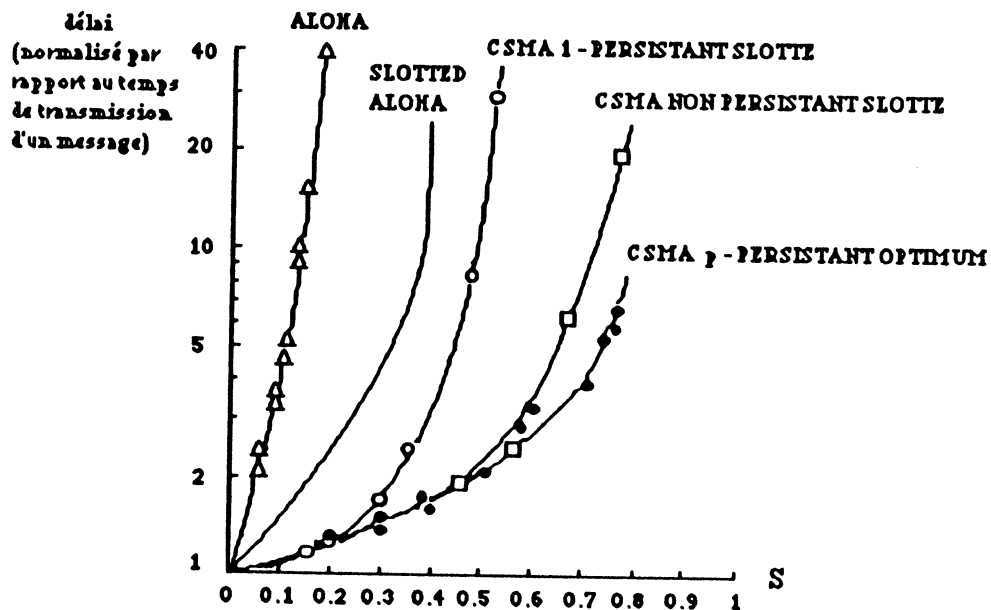


Figure II 5:
Délai minimum en fonction du débit pour différentes techniques
d'accès aléatoire

IL 2.3 AMRC aléatoire [VER84]

Ce protocole consiste à allouer à chaque émetteur un code, qui est une séquence d'intervalles dans l'espace temps-fréquence : ceci signifie que suivant chaque code, les signaux émis changent de fréquence à chaque intervalle de temps. Cette technique décrite en II 1.3 sous le nom d'Accès Multiple à Répétition dans les Codes est également connue sous le terme de technique à " saut de fréquence ". Si l'avantage apporté par cette technique par rapport à l'AMRF (Accès Multiple à Répartition des Fréquences, qui consiste simplement à allouer un canal à chaque émetteur) est une plus grande résistance aux interférences et aux évanouissements (dûs aux propagations par chemins multiples), il n'en demeure pas moins que le nombre de codes parfaitement orthogonaux entre eux (c'est à dire tels que chaque fréquence ne soit utilisée que par un seul code à chaque intervalle de temps) est au plus égal au nombre total de canaux sur toute la largeur de bande. Le principe de la technique AMRC aléatoire est d'utiliser un très grand nombre de codes quasi orthogonaux : Alors que par exemple il n'existe que 1000 codes orthogonaux sur une bande de fréquence de 25 Mhz avec des canaux espacés de 25 Khz on peut définir des dizaines de millions de codes différents, moyennant quelques collisions.

La résolution de ces collisions dépend de la vitesse des sauts de fréquence. Ainsi, la distinction est faite entre les techniques à sauts de fréquence rapides et celles à sauts de fréquence lents.

Dans les techniques à sauts de fréquence rapides, la vitesse des sauts est supérieure au débit de l'émetteur, de manière à ce qu'un seul bit soit émis avec plusieurs fréquences, cette redondance permettant la correction d'erreur.

Dans les techniques à sauts de fréquence lents, la vitesse des sauts est au contraire inférieure au débit de l'émetteur. Pendant chaque intervalle de temps l'émetteur utilise une fréquence déterminée comme si celle-ci lui était allouée. Si le débit du canal est supérieur à celui de l'émetteur, une redondance peut toujours être rajoutée aux trames envoyées par ce dernier au cours de chaque intervalle, et en cas de perte partielle de celles-ci, l'erreur peut éventuellement être corrigée.

II 3 Les techniques de réservation de slots.

Ces techniques supposent que le canal (ou une porteuse) ne soit allouée que sur la demande explicite du terminal qui désire émettre. Tobagi [TOB80] classe ces techniques en fonction du fait que le contrôle est effectué par une station centrale ou bien par chaque terminal émetteur, par l'exécution d'un même algorithme distribué.

II 3.1 Les techniques à contrôle central.

II 3.1.1 La commutation de circuit

Les systèmes de type commutation de circuits partagent le spectre en tranches de temps, ou de fréquences, et les allouent aux différents terminaux à leur demande, pour la durée de la session de communication. Compte tenu du temps d'allocation important, cette solution n'est valable que pour des échanges d'information ayant des débits très réguliers sur des temps très longs, comme les conversations téléphoniques.

II 3.1.2 Le polling et le probing.

Les systèmes à base de polling (ou scrutation rotatoire) consistent pour la station centrale à interroger tous les terminaux pour connaître ceux qui désirent émettre un message. Le polling classique, consistant à interroger les terminaux un à un suivant une liste déterminée ne reste intéressant en terme de délai que pour des nombres de terminaux très

petits [KLE76] car le temps de réponse supplémentaire dû à cette scrutation augmente, dans ce cas, linéairement en fonction du nombre de terminaux. Une amélioration de cette méthode désignée sous le terme de probing (ou polling adaptatif) [HAY78] consiste à interroger de manière globale des ensembles de terminaux, et à déterminer de manière dichotomique les terminaux désirant émettre. Cette solution n'est plus courte que la recherche linéaire que dans la mesure où le nombre de terminaux désirant émettre n'est pas trop grand. La finesse de ce genre de stratégies (en général meilleures que le polling classique) consiste à déterminer la taille des sous ensembles à interroger en fonction du taux de demande des terminaux.

II 3.1.3 Les techniques utilisant un sous canal de réservation.

Les techniques basées sur les réservations explicites permettent aux terminaux d'envoyer des requêtes à la station chaque fois qu'ils veulent émettre un message. La station centrale place ces demandes dans une file d'attente et informe les terminaux de la date de leur autorisation d'émission. Au cas où une requête n'aboutit pas, en l'absence de réponse de la station centrale au bout d'un certain temps, le terminal réémet cette requête.

Les communications terminaux-station centrale ne pouvant se faire que par l'intermédiaire du canal unique, le problème de l'envoi des requêtes est donc de même nature que celui de l'envoi des messages, mais c'est la taille des paquets qui diffère. La solution adoptée dans ce cas consiste à diviser soit temporellement, soit en fréquence le canal en deux parties, l'une pour le transport de l'information, l'autre pour l'envoi des requêtes.

Dans le cas d'une répartition en fréquence des deux sous canaux, connue sous le terme SRMA (Split channel Reservation Multiple Access) [KLE76], les techniques d'accès multiple les plus performantes sur ce canal de réservation sont les techniques d'accès aléatoires. Cependant l'amélioration apportée par la réservation dépend essentiellement du temps système supplémentaire dû à celle ci comme l'indiquent les figures II 6 et II 7 pages 24 et 25, [TOB80] qui représentent les délais minimum en fonction du débit pour différentes valeurs de ce temps système supplémentaire (représenté par le rapport η de la longueur d'un paquet de demande de réservation sur celle d'un paquet d'information) et pour deux techniques (slotted ALOHA et CSMA non persistant).

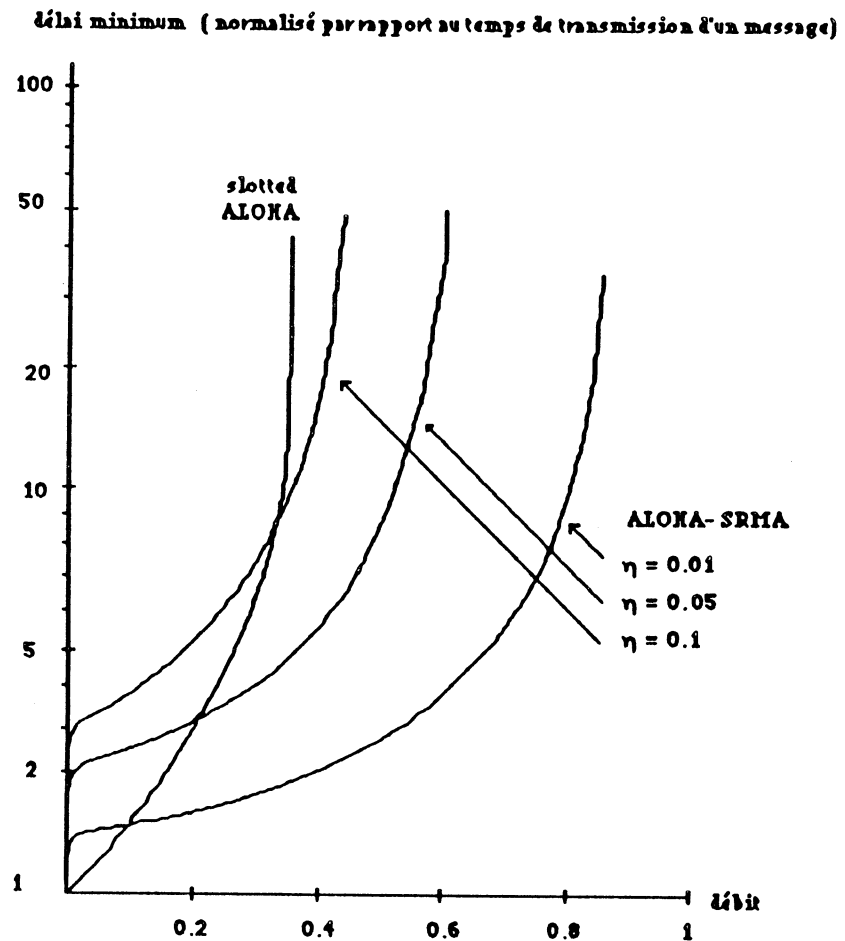


Figure II 6:

Délai minimum en fonction du débit pour la technique d'accès aléatoire "slotted" ALOHA et pour la technique de réservation ALOHA - SRMA pour différentes valeurs du paramètre η (rapport de la longueur d'un paquet de demande de réservation sur celle d'un paquet d'information)

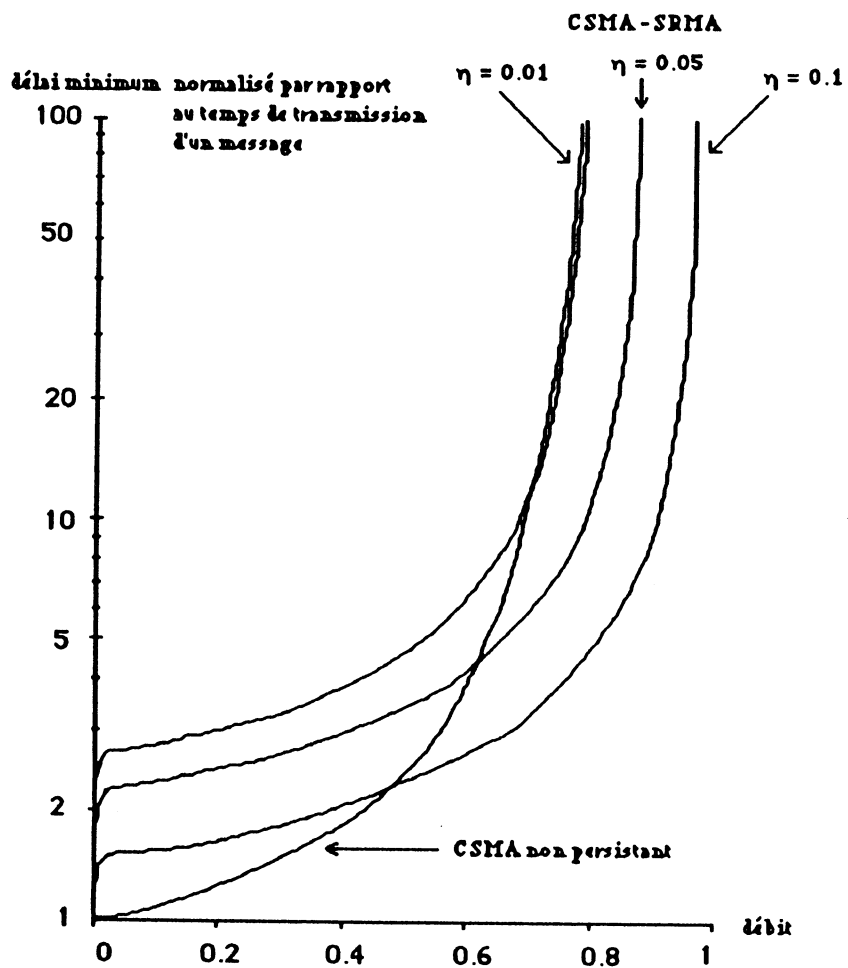


Figure II 7:

Délai minimum en fonction du débit pour la technique d'accès aléatoire CSMA non persistant ($a = \tau / T = 0.01$), et pour la technique de réservation CSMA-SRMA pour différentes valeurs du paramètre η (rapport de la longueur d'un paquet de demande de réservation sur celle d'un paquet d'information).

Comme le laissent deviner les figures II 6 et II 7 pages 24 et 25, et comme le montre la figure II 8 ci dessous, [TOB80], les techniques de réservations ne sont intéressantes, dans tous les cas, que lorsque le temps système supplémentaire dû aux réservations reste inférieur à 10%.

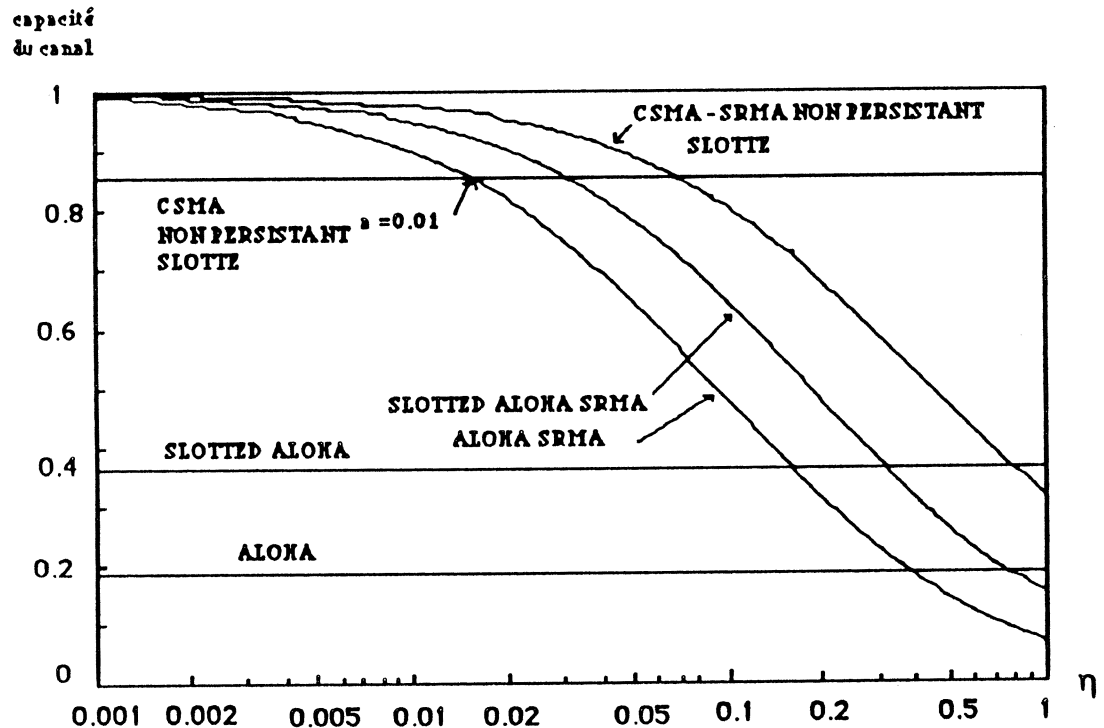


Figure II 8:

Capacité du canal en fonction du temps système supplémentaire dû à la réservation pour différentes techniques de réservation

Dans le cas d'une répartition temporelle entre les deux sous canaux, une certaine proportion de slots constituant le sous canal de réservation sont utilisés par les terminaux pour envoyer leurs demandes de réservation, tandis que les autres seront ensuite réservés aux terminaux pour qu'ils puissent envoyer leurs informations. La taille des demandes de réservation est suffisamment petite pour que les slots constituant ce canal de réservation puissent être divisés en un certain nombre de slots beaucoup plus petits, ou minislots.

Ce canal de réservation ne pouvant pas être accédé à tout instant, une technique d'accès aléatoire classique est par conséquent inenvisageable. Une solution, proposée par L.G Roberts en [ROB73bis] consiste à placer un slot de réservation tous les M slots réservés. Ce slot de réservation est divisé en V minislots. A chaque slot de réservation, tous les terminaux ayant eu une requête à envoyer durant les $M+1$ derniers slots envoient celle ci sur l'un des minislots tiré au hasard. En cas de succès, la station centrale rangera cette requête dans une

file d'attente et enverra au mobile concerné la date à partir de laquelle il pourra commencer à émettre. Dans le cas contraire, le terminal, en l'absence de réponse de la part de la station centrale, réémettra sa requête au slot de réservation suivant.

Cette technique donne, comme l'indique la figure II 9 ci dessous [ROB73bis], de meilleurs délais qu'une technique de type slotted ALOHA pour des débits supérieurs à 0.15, et permet d'autre part d'obtenir une capacité très élevée pour le canal, tout en conservant des délais raisonnables. Cependant, la difficulté d'une telle technique consiste à régler le taux de succès sur le canal de réservation, de manière à ce que la partie réservée du canal ne soit pas sous utilisée si le taux de succès est trop faible, ou que la file d'attente ne prenne pas des proportions démesurées si ce taux de succès est trop fort. Ce problème revient à déterminer la proportion optimum du nombre de minislots par rapport à celui des slots réservés.

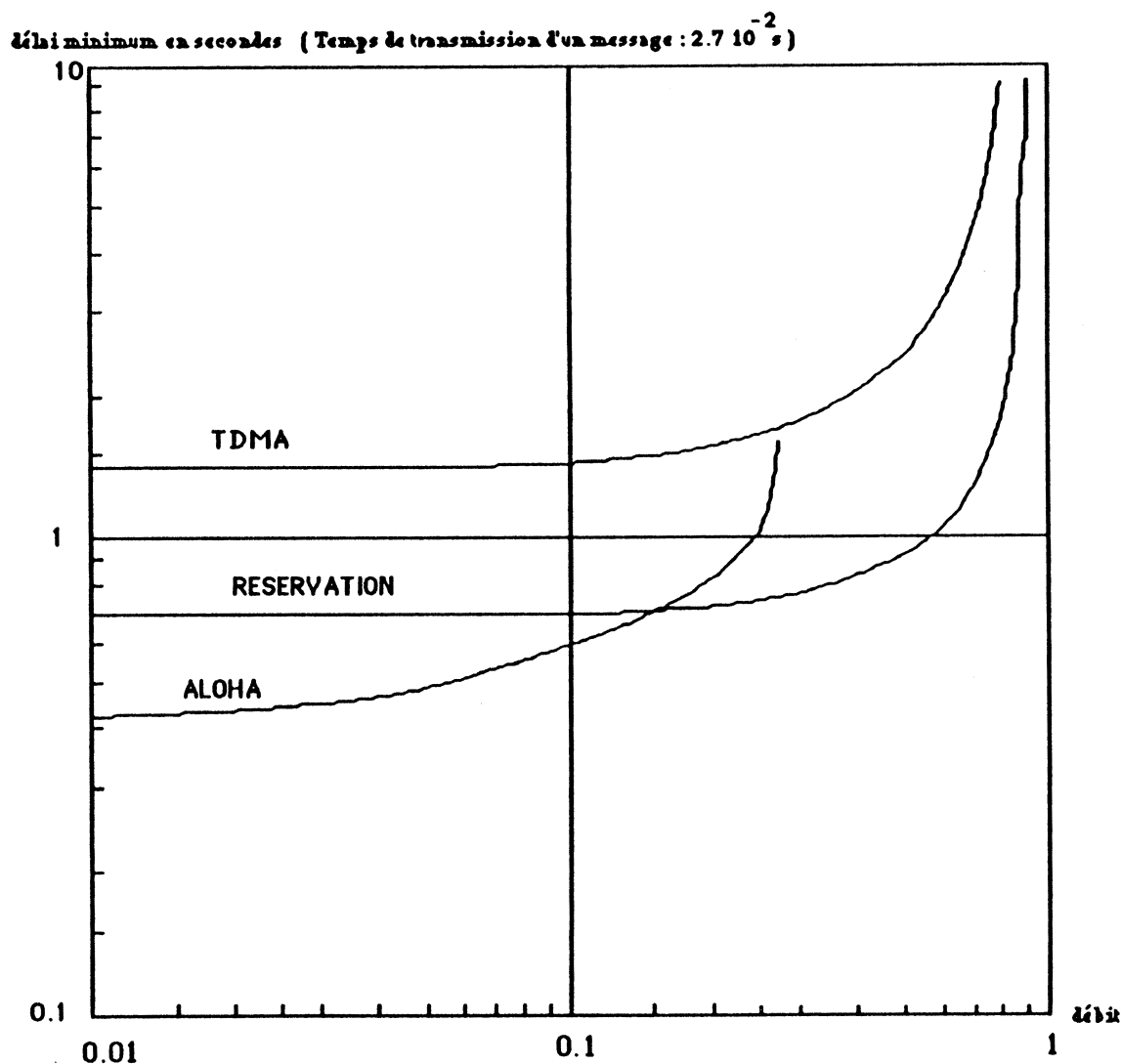


Figure II 9

II 3.2 Les techniques à contrôle distribué.

II 3.2.1 Protocoles à contrôle distribué pour les réseaux radioélectriques par satellite.

Ces techniques à contrôle distribué s'appliquent de manière naturelle aux réseaux par satellites qui ne peuvent pas disposer d'une station centrale capable de réaliser ce contrôle, la station satellite ne jouant que le rôle d'un réémetteur.

L'intérêt principal de ces techniques est de diminuer le nombre d'échanges d'informations de contrôle entre la station centrale (le satellite) et les terminaux (les stations terrestres), ce qui est évidemment très intéressant pour ces réseaux, dans lesquels le délai de propagation maximum est très grand (de l'ordre de 260 ms). D'autre part l'exécution d'un algorithme de contrôle distribué qui implique qu'à chaque instant tous les terminaux disposent d'informations identiques sur le système, est rendu possible grâce à la diffusion par le satellite de ces informations, sur une très grande zone de couverture.

La caractéristique commune de ces protocoles est de tenir compte d'un délai de propagation très long. Le principe général est le suivant : Les slots sont regroupés en trames dont la durée est supérieure au délai maximum de propagation. Chaque station peut ainsi mémoriser ce qui s'est passé à la trame précédente et agir en conséquence.

II 3.2.1.1 Techniques basées sur un sous canal de réservation [ROB73bis].

Dans cette technique, contrairement aux suivantes, les terminaux envoient des requêtes explicites pour réserver un certain nombre de slots sur le canal, mais, à la différence des techniques à contrôle centralisé, ces requêtes ne sont pas envoyées à une station qui gère une file d'attente, mais elles sont diffusées et ce sont tous les terminaux qui doivent en tenir compte. Pour que ces requêtes puissent être envoyées, le canal doit être divisé en deux sous canaux, l'un pour envoyer ces requêtes de réservation, accédé en principe suivant un protocole à accès aléatoire, et l'autre correspondant aux slots qui ont été réservés.

Pour réaliser un contrôle distribué, il est nécessaire que tous les terminaux puissent disposer d'informations identiques à chaque instant, et, tous les terminaux devant gérer une file d'attente fictive contenant toutes les requêtes, il est préférable pour ceux ci qu'une alternance soit respectée entre les phases de gestion de cette file où tous les terminaux ajoutent les nouvelles requêtes dans la file, et calculent éventuellement leur position (et par

conséquent leur date d'autorisation d'émission) et les phases d'émission proprement dite. C'est pour cela que les deux sous canaux sont multiplexés temporellement, un slot de réservation (divisé en V minislots) alternant avec M slots d'émission [ROB73bis].

Un terminal désirant émettre attend d'abord le début du slot de réservation. Il choisit ensuite suivant un tirage aléatoire, le minislot sur lequel il enverra sa requête. Le nombre M de slots d'émissions est choisi de manière à ce que la durée de la trame, constituée par le slot de réservation et par ces M slots, soit supérieure au délai maximum de propagation. Ainsi, au slot de réservation de la trame suivante il saura, en écoutant ce que le satellite diffuse, si sa requête a été émise avec succès. Dans le cas contraire, celui ci doit renouveler l'émission de sa requête, tandis qu'en cas de succès, après avoir mis à jour l'état de la file d'attente (ce qu'il doit faire au début de chaque trame, car il sait, en écoutant les diffusions du satellite, quelles sont les nouvelles requêtes), il détermine sa position dans la file d'attente (fonction, entre autre, du minislot choisi), et voit ainsi à partir de quel slot il pourra commencer à émettre.

II 3.2.1.2 Technique ALOHA avec réservation [CRO73].

Cette technique consiste à regrouper les slots en trames dont la longueur est suffisante pour que les terminaux sachent, pour chaque slot, quelle avait été l'utilisation du slot de même rang lors de la trame précédente.

Dans le cas où ce slot avait été utilisé par une station, le slot de même rang dans la trame courante lui est toujours réservé. Cf figure II 10 ci dessous [PUJ82]. Tous les slots inutilisés restant peuvent être accédés suivant un protocole "slotted" ALOHA.

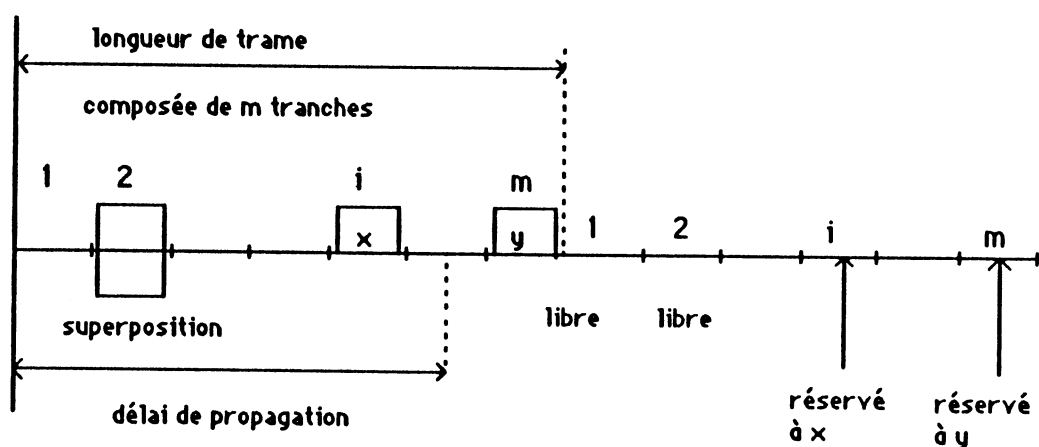


Figure II 10 : ALOHA avec réservation

II 3.2.1.3 Réserveation ordonnée IPU1821.

Dans ce cas, la trame de slot est toujours divisée en deux parties, l'une constituée de minislots utilisés pour réserver, l'autre constituée par les slots à réserver. Dans ce cas précis, le nombre de minislots est juste égal au nombre de slots à réserver. Chaque minislot est dédié à une station. Lorsque une station désire émettre, elle l'annonce sur son minislot, et la durée de la trame étant supérieure au temps de propagation maximum, toutes les stations pourront savoir à la trame suivante quels sont les slots réservés, et pourront accéder de manière aléatoire sur les slots qui ne le sont pas.

II 3.2.1.4 Réserveation à tour de rôle (Round Robin) IBIN751.

La trame est constituée ici de m slots, m étant supérieur au nombre n de terminaux. Les n premiers slots sont réservés aux terminaux, qui, lorsqu'ils émettent sur ce slot réservé indiquent toujours l'état de leur file d'attente. La durée d'une trame étant supérieure au temps de propagation maximum, tous les terminaux peuvent connaître au début de la trame $N + 1$ le nombre de paquets en attente pour chaque terminal au début de la trame N , et donc disposer d'une table des files d'attente de tous les terminaux. Tous les slots inutilisés lors de la trame N (qui étaient connus par tous les terminaux), sont utilisés à tour de rôle par les terminaux actifs suivant un ordre déterminé. Au début de la trame $N + 1$, tous les terminaux connaissent l'état de la table du début de la trame N et peuvent la mettre à jour en fonction des émissions, parfaitement déterminées, qui ont eu lieu sur les slots disponibles de la trame N . Ils savent ainsi quels terminaux veulent émettre sur leurs slots réservés, quels seront les slots de la nouvelle trame qui seront disponibles, et sur lesquels de ces slots ils pourront éventuellement émettre d'autres paquets. Enfin, lorsqu'un terminal, précédemment inactif veut réutiliser le slot qui lui est réservé, il provoque une collision sur celui ci, et à la trame suivante, tous les autres terminaux ne considéreront plus ce slot comme disponible. Ce terminal pourra également récupérer une version à jour de la table des files d'attente car une station parmi les stations actives est chargée de la diffuser à intervalles réguliers.

Les techniques précédentes peuvent être considérées comme des améliorations des techniques d'accès multiple par division du temps, car dans tous les cas, à l'intérieur des trames, des tranches de temps sont allouées statiquement aux terminaux, l'amélioration consistant à pouvoir accéder suivant un protocole déterminé (aléatoire, Round Robin...) à ces tranches réservées lorsqu'elles ne sont pas utilisées. L'exemple de la figure II 9 page 27 montre dans quelle mesure les délais sont améliorés, mais montre également que si ces

techniques de réservation permettent d'augmenter considérablement les capacités du canal par rapport aux techniques aléatoires classiques, c'est au prix de plus grands délais lorsque le taux d'utilisation du canal est assez faible.

Les techniques de contrôle distribué qui viennent d'être présentées sont particulièrement adaptées aux réseaux de télécommunication par satellites car elles prennent en compte des délais de propagation très longs. Elles peuvent cependant s'appliquer à des réseaux terrestres dans lesquels les délais de propagation sont plus courts. Dans ce cas les délais sont meilleurs car les trames sont plus courtes.

II 3.2.2 Protocoles adaptés aux réseaux radioélectriques terrestres.

II 3.2.2.1 Polling avec contrôle distribué [KLE77].

Le canal est divisé en minislots dont la longueur est supérieure au délai maximum de propagation. Les terminaux sont ordonnés et numérotés de 1 à M , leur nombre total devant être assez petit. Lorsque le terminal i émet sur un minislot, le minislot suivant lui est automatiquement alloué, jusqu'à la fin de sa transmission. Les autres terminaux "écoutent", et lorsqu'ils détectent un slot vide (ce qui signifie que le terminal i a terminé son message), le terminal $(i \bmod M) + 1$ commence à émettre s'il était en attente d'émission, sinon le terminal $(i \bmod M) + 2$ détecte un slot vide, et le protocole continue.

L'overhead induit par ce protocole est de un minislot à chaque passage d'un terminal à un autre, ce qui augmente sa valeur relative lorsque la charge du canal est faible. Le protocole suivant, plus général, résout ce problème en s'adaptant à la charge du canal.

II 3.2.2.2 Protocole de transmission par test de la porteuse sur des slots assignés [HAN79].

Ce protocole consiste à regrouper les minislots en trames de taille L , et à assigner chaque slot à des groupes de terminaux de taille M/L , M désignant toujours le nombre total de terminaux. Lorsqu'un terminal veut émettre, il teste la porteuse durant le slot assigné à son groupe. Si le canal est libre il peut émettre, sinon il doit attendre la trame suivante pour répéter le même protocole. Cette solution permet de réduire l'overhead dû au contrôle d'un facteur L/M , mais en rajoutant un overhead dû aux collisions. L'optimisation consiste donc à déterminer la taille relative des trames (L) par rapport au nombre d'utilisateurs (M) de manière à ce que l'overhead global soit minimal. Plus le trafic sera grand, plus on aura intérêt

à réduire la taille des groupes de terminaux pour minimiser les collisions. Les solutions extrêmes correspondent à $L=M$ c'est à dire un slot assigné par terminal, ce qui correspond à la solution précédente, et $L=1$ qui correspond au protocole CSMA classique.

II 3.2.3 Les protocoles pour les réseaux locaux.

Les protocoles présentés précédemment sont bien sûr adaptables aux réseaux locaux dans la mesure où leur topologie permet d'avoir une connexion complète entre tous les terminaux, ce qui est le cas des réseaux dans lesquels les terminaux communiquent par l'intermédiaire d'un bus unique. Cependant il est nécessaire de mentionner également toute une famille de protocoles adaptés à une topologie spécifique des réseaux locaux : l'anneau. Dans une telle structure, les messages ne sont pas diffusés mais doivent passer de noeud en noeud, suivant un sens déterminé .

Parmi les techniques utilisées pour accéder à l'anneau, la plus connue est l'utilisation d'un permis à émettre, ou jeton : Pour envoyer un message, un terminal doit d'abord acquérir le jeton. La quantité d'information qui peut être envoyée lors de l'acquisition du jeton est variable : la station émettrice peut envoyer tout le message et ne rendre le jeton qu'à la fin de son émission. Une autre possibilité est que l'acquisition du jeton ne permette d'envoyer qu'une trame de longueur déterminée. Dans ces deux cas, l'émetteur ne rendant le jeton qu'après l'envoi du message (ou de la trame), ce message ne peut plus être écrasé par une nouvelle émission, donc si le ou les récepteurs le lisent sans le retirer de l'anneau (ce qui permet justement d'avoir plusieurs récepteurs), ce message revient à l'émetteur qui peut donc savoir si le message a été correctement émis, ce qui évite l'utilisation d'acquittements.

Une deuxième technique est l'utilisation de trames circulant en permanence sur l'anneau, et qui disposent d'un bit d'état indiquant si elles sont libres ou non. Un terminal désirant émettre attend la première trame libre, la remplit et la marque non disponible.

Enfin une dernière solution consiste à pouvoir émettre dans un registre le message en attente d'émission, à attendre un séparateur entre deux messages, et à commencer à émettre à ce moment là tout en sauvegardant sur le registre à décalage le message qui devait être retransmis. A partir de cet instant, le registre fait partie intégrante de l'anneau, et il n'en est retiré lorsque le message émis, après un tour dans l'anneau est de nouveau dans ce registre.

II 4 Conclusion

L'examen des avantages et des inconvénients de tous les protocoles présentés dans ce chapitre, indique clairement qu'il n'existe pas un protocole " universel ", c'est à dire adaptable à toutes les contraintes, et qui ait les meilleures performances en terme de délais et de taux d'utilisation des ressources. En effet la très grande variété des réseaux impliquant des contraintes très différentes suivant les cas, restreint l'adéquation des protocoles à des classes précises de réseaux . Par exemple les protocoles de type CSMA imposent des délais de propagation très courts, autre exemple: certains protocoles distribués imposent une connexion complète entre tous les terminaux, etc...

D'autre part, il n'existe aucun protocole qui offre de très bonnes performances sur tout le spectre des débits. Par exemple, les techniques aléatoires de type ALOHA classique limitent le taux d'utilisation du canal à une valeur égale à $1/2$. La capacité de ce canal peut être améliorée en rajoutant des possibilités de réservation. Cependant, comme l'indique la figure II 9 page 27, cette amélioration se fait au prix de délais plus longs lorsque le canal est utilisé avec un faible débit. Il apparaît donc que les protocoles d'accès multiples doivent être choisis en fonction de la charge du système. Mais ceci n'est pas suffisant, car il est bien compréhensible que le débit ne peut pas , dans tous les cas, être constant dans le temps. Un exemple illustrant ce problème est donné par les phénomènes d'instabilité qui existent dans les protocoles de type ALOHA lorsque les retransmissions ne sont pas contrôlées dynamiquement. Il est donc nécessaire que les protocoles soient suffisamment simples pour que certains paramètres puissent être modifiés de manière dynamique en fonction de la charge du système, dans le but de les adapter aux variations de débits.

Chapitre III :

Le cas des systèmes radiotéléphoniques :

Choix d'une technique d'accès multiple:

Le radiotéléphone peut être défini comme étant un système de communication permettant l'échange bidirectionnel de données vocales entre une station mobile et une autre station, fixe ou mobile. La distinction est faite [DUP84] entre les réseaux non connectés aux réseaux téléphoniques commutés qualifiés de réseaux privés ne permettant des communications qu'entre des groupes fermés d'utilisateurs, et les réseaux publics qui devraient permettre au plus grand nombre possible de stations mobiles de communiquer entre elles ou avec des abonnés fixes du réseau téléphonique commuté public (RTCP). Les supports de transmissions utilisés sont donc à la fois, les ondes radioélectriques (ou plus précisément les faisceaux hertziens [PUJ82], car les fréquences utilisées sont généralement de l'ordre de plusieurs centaines de mégahertz), et les lignes téléphoniques classiques. Dans les systèmes radiotéléphoniques de la génération actuelle, le mode de transmission des signaux vocaux sur les canaux radioélectriques est encore la modulation analogique. Cependant la "numérisation" toujours croissante du réseau téléphonique fixe, ainsi que les nombreux avantages qui seraient présentés par la modulation numérique (plus grand nombre de services fournis, meilleure confidentialité, possibilité de disposer de terminaux mobiles, etc...) permettent de prédire [DUP84] que "les systèmes futurs seront numériques", malgré le fait que le codage de la parole nécessite de forts débits.

Dans ce chapitre nous décrivons comment sont utilisées les ressources radioélectriques au niveau d'un réseau radiotéléphonique. Ceci nous conduit à présenter les principes de base des systèmes cellulaires. Ensuite nous donnons une description fonctionnelle générale de tels réseaux. Enfin le problème du choix d'une technique d'accès multiple pour l'accès à la voie balise montante (définie dans ce chapitre) est étudié.

III 1 L'utilisation des ressources radioélectriques

La rareté des ressources radioélectriques impose aux systèmes radiotéléphoniques une utilisation efficace du spectre qui leur est alloué. Ce spectre est constitué par un ensemble de porteuses, qui correspondent à des fréquences régulièrement espacées. L'efficacité de l'utilisation du spectre impose donc de minimiser l'espace séparant ces fréquences appelé largeur de bande, cette valeur minimale ne dépendant que des récepteurs existants.

Sur chaque porteuse est effectué un multiplexage entre plusieurs voies radioélectriques.

Un canal radioélectrique est alors défini comme un couple de voies radioélectriques. Ainsi un canal permet des échanges en full duplex entre les différentes stations mobiles et la station de base. La voie permettant l'envoi de signaux dans le sens des stations mobiles vers la station de base est appelée la voie montante, l'autre étant donc appelée voie descendante.

Une distinction est faite entre canaux de trafic et canaux de signalisation:

- Les canaux de trafic assurent la transmission de données vocales, ainsi que celle de diverses informations transmises en cours de communication. Dans la plupart des systèmes radiotéléphoniques, ces canaux ne sont utilisés par les stations mobiles que lorsqu'elles ont établi une communication.

- Les canaux de signalisation permettent aux différentes stations mobiles d'échanger la signalisation nécessaire au déroulement de divers protocoles, et en particulier des protocoles d'établissement de communication. Les voies radioélectriques de ces canaux sont appelées "voies balise montante" (VBM) et "voie balise descendante" (VBD), ou "voie de veille". La VBM permet aux mobiles d'envoyer de la signalisation à leur station de base, et la VBD permet à la station de diffuser des informations aux mobiles.

La plupart des systèmes radiotéléphoniques n'utilisent qu'un canal de signalisation, les autres canaux étant des canaux de trafic. Il existe cependant des exceptions, comme le système EIA de Bell Labs utilisant un canal spécialisé pour chaque type de protocole, ou bien le système NMT, opérationnel dans plusieurs pays de Scandinavie, qui n'utilise qu'une unique voie descendante, la "voie de veille", avec laquelle la station de base peut appeler les mobiles, ceux-ci ne pouvant envoyer de la signalisation montante qu'en accédant directement à des voies de trafic.

L'utilisation efficace du spectre radioélectrique impose donc de choisir des techniques performantes d'accès multiples sur les différents types de canaux. Le sujet de cette thèse étant l'évaluation des performances des canaux de signalisation des systèmes radiotéléphoniques, et notamment de la VBM qui constitue la ressource la plus critique, nous n'aborderons pas le problème de l'allocation des canaux de trafic aux différentes stations ayant établi une communication, et nous ne nous intéresserons dans ce chapitre qu'au problème du choix

d'une technique d'accès multiple pour la VBM.

Toutefois, l'utilisation du spectre peut également être améliorée par la réutilisation des mêmes fréquences dans des zones géographiques différentes du réseau radiotéléphonique. Cette solution constitue le principe fondamental des réseaux cellulaires que nous présentons dans le paragraphe ci dessous.

III 2 Principe des réseaux radiotéléphoniques cellulaires.

III 2.1 Définition.

La réutilisation des fréquences consiste à diviser la zone de couverture d'un système en un certain nombre de cellules, chacune gérée par une station de base pouvant utiliser un ensemble fini de fréquences. Des groupes de N cellules, $C_1, C_2 \dots C_N$, constitue un motif de forme régulière, répété sur toute la zone de couverture du système. Chacun de ces groupes utilise l'ensemble F de toutes les fréquences disponibles. Ainsi F doit être divisé en une partition de N sous ensembles $F_1, F_2 \dots F_N$, chaque sous ensemble de fréquence F_i étant alloué à une cellule C_i . De cette manière chaque sous ensemble de fréquences F_i est réutilisé dans la cellule C_i de chaque motif. Si la taille de ce motif, comme nous le verrons en III 2.3 est suffisamment grande par rapport à celle des cellules, deux cellules C_i appartenant à des motifs voisins, et utilisant donc le même sous ensemble F_i de fréquences interféreront peu entre elles.

III 2.2 Avantages et inconvénients des réseaux cellulaires.

Dans un réseau non cellulaire, la taille de la zone de couverture doit être la plus grande possible (de l'ordre de plusieurs dizaines de kilomètres). Cette solution peu coûteuse, car une seule station doit être implantée sur une zone assez grande, est également peu performante.

D'une part chaque fréquence ne peut être réutilisée que par une seule station à la fois à l'intérieur de l'émetteur.

D'autre part, W.C.Y Lee montre en [LEE86] que pour éviter les interférences entre deux fréquences voisines, émises simultanément à destination de la même station réceptrice, celles ci doivent être séparées d'au moins quatre largeurs de bandes, ce qui limite le nombre de fréquences disponibles, alors que dans un réseau cellulaire les fréquences adjacentes

peuvent être beaucoup plus proches entre elles, pourvu qu'elles ne soient jamais allouées à une même cellule : Si par exemple chaque motif de réutilisation comprend N cellules, à chaque cellule i peuvent être allouées les fréquences $i, i+N, i+2N, \dots$. Si le motif de réutilisation des fréquences comprend au moins 12 cellules, il devient même possible de répartir les fréquences de manière à ce que deux fréquences adjacentes ne puissent être allouées à deux cellules adjacentes [OET83].

Dans tous les cas quel que soit le motif de réutilisation choisi, et en conséquence le nombre de fréquences allouées à chaque cellule, les performances d'un système cellulaire peuvent toujours être améliorées en réduisant la taille des cellules, car ceci augmente le taux de réutilisation. Les inconvénients liés au fait de réduire la taille des cellules sont d'une part d'ordre économique, dans la mesure où un plus grand nombre de stations de base doivent être installées, et d'autre part d'ordre technique car lorsque les cellules atteignent une taille de l'ordre de quelques kilomètres la probabilité pour les mobiles de changer de cellule augmente notablement, et il devient nécessaire de disposer d'algorithmes de contrôle permettant d'abord de localiser les mobiles ("roaming"), mais surtout de maintenir les communications en cas de changement de cellule ("hand off" ou "hand over").

Remarque

Certains réseaux, qualifiés de semi cellulaires, tel le réseau Radiocom 2000, qui ont des cellules de taille intermédiaire (une dizaine de kilomètres), n'effectuent que la localisation des mobiles, mais n'assurent pas le maintien des communications en cas de changement de cellule.

III 2.3 Détermination de la taille du motif de réutilisation des fréquences.

Les zones de couverture d'une antenne omnidirectionnelle étant approximativement circulaires celles ci doivent se chevaucher pour permettre une couverture totale de toute la zone. Si l'on considère que la frontière entre deux cellules contigües, A et B, correspond à la ligne à partir de laquelle le niveau de réception de la station de la cellule A devient plus faible que celui de la station de la cellule B, en moyenne, sur un terrain plan, cette ligne est droite, car la valeur moyenne du niveau de puissance est principalement déterminée par la distance à l'émetteur (cf fig III 1 page suivante).

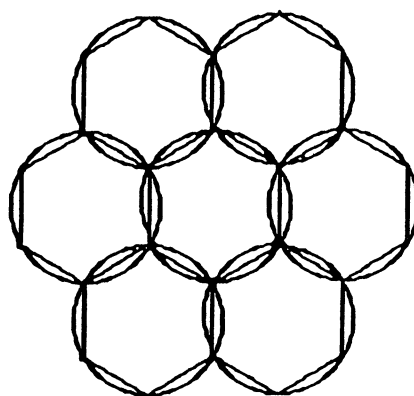


Figure III 1

En conséquence l'hexagone constitue une bonne approximation de la forme géométrique de ces cellules. Cette forme est d'autant plus intéressante qu'elle peut, dans le cas de cellules de petite taille, être réellement obtenue à partir d'antennes directionnelles émettant sur des secteurs angulaires de 120° ou de 60° et qui peuvent être placées sur les sommets de l'hexagone, ce qui permet de diviser par trois le nombre de stations de base nécessaires.

La convention adoptée pour la forme des cellules est donc l'hexagone.

Le fait de réduire la taille des cellules pour augmenter les performances du système diminue de fait la taille des motifs, et donc aussi la distance entre les cellules appartenant à des motifs voisins et utilisant les mêmes sous ensembles de fréquence. Cependant lorsque la taille des cellules diminue, la puissance de leurs émetteurs, directement proportionnelle au rayon R des cellules, diminue également. Soit D la distance entre les cellules de deux motifs voisins et qui utilisent le même sous ensemble de fréquences. Dans le cas de cellules hexagonales, la distance D s'exprime en fonction de R suivant l'expression: $D = \sqrt{3N} R$, où $N \geq 3$ désigne le nombre de cellules dans un motif [LEE86].

Le taux d'interférence entre des cellules appartenant à des motifs voisins ne dépend finalement pas du tout de la taille de ces cellules, mais uniquement du nombre N de cellules par motifs. Le problème posé par W.C.Y Lee en [LEE86], et que nous résumons ici est de déterminer le nombre minimum de cellules par motif permettant de conserver une qualité du son qui soit acceptable.

Chaque motif ayant six motifs voisins, chaque cellule appartenant à ce motif a autour d'elle, à des distances D_k , $k \in \{1, \dots, 6\}$, des cellules appartenant aux motifs voisins, et émettant sur le même sous ensemble de fréquences, donc susceptibles d'interférer avec elle.

En [LEE86], W.C.Y Lee montre que le rapport s/i du signal sur les interférences peut être exprimé en fonction du rayon R des cellules et des distances D_k suivant l'expression :

$$\frac{s}{i} = \frac{R^{-\gamma}}{\sum_{k=1}^6 D_k^{-\gamma}}$$

où γ représente le terme d'amortissement de la puissance dû à la distance à l'émetteur.

Dans le cas où les distances D_k sont toutes égales à une valeur D , ce rapport s'exprime plus simplement sous la forme :

$$\frac{s}{i} = \frac{Q^\gamma}{6} \text{ soit } Q = \left(6 \frac{s}{i}\right)^{\frac{1}{\gamma}} \text{ avec } Q = \frac{D}{R}.$$

Citant une enquête auprès des utilisateurs, basée sur un test subjectif, et qui a montré que 75% d'entre eux trouvaient la qualité du son reçu bonne ou excellente sur plus de 90% de la surface de la cellule lorsque le rapport s/i était supérieur ou égal à 18 dB, Lee en déduit la valeur minimum du rapport Q , le terme γ étant une constante de propagation de l'ordre de 4. Le nombre N de cellules dans un motif étant lié au rapport Q par l'expression très simple $Q = \sqrt{3N}$, le problème ainsi résolu, donne au nombre minimum de cellules la valeur 7 (cf fig III 2 ci dessous).

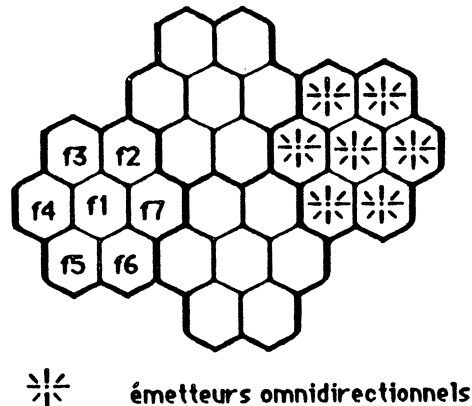


Figure III 2

Dans la réalité cependant, la valeur $N = 7$ n'est pas suffisante pour différentes raisons:

- les mobiles ne restent pas au centre des cellules comme cela était supposé dans le calcul précédent,
- les cellules appartenant aux motifs qui ne sont pas directement voisins interfèrent quand même de manière non négligeable,

- enfin les calculs précédents supposent la surface de la cellule parfaitement plane, et ne prennent donc pas en compte les affaiblissements du signal dûs aux obstacles et au relief, ou shadowing.

Pour toutes ces raisons, pour que le rapport s / i reste toujours supérieur à la valeur de 18 dB, sa valeur moyenne doit être significativement plus élevée (de l'ordre de 6 dB de plus [STJ85]), ce qui peut être obtenu en adoptant des motifs à 21 cellules.

III 3 Protocoles d'établissement et de contrôle des communications [LAM84,DIA84,BLE80]

Un système radiotéléphonique cellulaire peut être décomposé en deux sous systèmes distincts :

- Un "sous système radio" incluant les stations de base et les stations mobiles.
- Un "sous système de commutation" réalisant l'interface entre les stations de base et le réseau téléphonique, assurant la gestion des stations de base et le bon déroulement des protocoles d'établissement de communication en remplissant un certain nombre de fonctions spécifiques à ces réseaux radiotéléphoniques cellulaires.

Ces différentes fonctions ne pouvant pas, à l'heure actuelle, être réalisées par des centraux du réseau téléphonique fixe, elles sont donc réalisées par des centres de commutation radiotéléphone interconnectés au réseau téléphonique commuté public (RTCP), et qui ont à leur charge la gestion de toute une zone géographique comprenant un assez grand nombre de cellules.

III 3.1 Les fonctions spécifiques aux systèmes radiotéléphoniques

III 3.1.1 La fonction " rattachement effectif "

De la même manière qu'un central téléphonique, un centre radiotéléphonique doit gérer l'ensemble des abonnés mobiles présents dans sa zone. La différence vient du fait que la table des abonnés qui contient toutes les informations nécessaires les concernant, doit être mise à jour en temps réel en fonction des déplacements géographiques des mobiles. Ce centre est appelé le centre de rattachement effectif (CRE). Cette gestion comprend les tâches suivantes énumérées en [LAM84] par J.Lamy que nous citons ci dessous :

- la prise en compte du mobile, qui pénètre dans la zone de couverture radio, en tant que nouvel abonné rattaché au centre.
- l'acquisition des catégories relatives à ce dernier de façon à constituer un fichier temporaire caractérisant l'abonné et permettant donc de le traiter sur le plan téléphonique. L'ensemble de ce processus constitue "l'inscription" en table. Lui est associé le processus inverse, "Désinscription", donc retrait des tables lorsque l'abonné quitte la zone radio.
- le traitement téléphonique proprement dit à savoir l'écoulement des appels "mobile demandeur" et "mobile demandé".
- le suivi des communications établies pour en assurer le maintien quel que soient les déplacements du mobile (changement de cellule radio et changement de centre si nécessaire)."

III 3.1.2 La fonction " rattachement nominal "

Chaque mobile a un centre de rattachement nominal (CRN) disposant d'une base de données qui contient toutes les informations le concernant, et en particulier sa position.

Lorsqu'un mobile effectue une inscription dans un nouveau CRE, ce centre interroge la base de données pour pouvoir établir un fichier temporaire concernant cet abonné. La position de cel dernier esp alors mise à jour.

III 3.1.3 La fonction " rattachement arrivée "

Lorsqu'un appel provient du réseau téléphonique fixe, il est nécessaire de localiser le mobile demandé en interrogeant la base de données de son CRN et d'effectuer ensuite un réacheminement de l'appel vers le CRE. Cette fonction ne pouvant actuellement pas être réalisée par le réseau téléphonique fixe, l'appel est donc dirigé vers un centre radiotéléphone désigné sous le nom de centre de rattachement arrivée (CRA) et qui est, soit le centre radiotéléphone le plus proche du commutateur de l'abonné demandeur, soit le CRN, qui doit se charger du réacheminement de l'appel après interrogation de la base de donnée.

III 3.1.4 La fonction taxation

Aux taxes téléphoniques classiques imputées au demandeur peuvent se rajouter une taxe radio, correspondant à l'utilisation des ressources radioélectriques, et une autre taxe correspondant aux lignes téléphoniques correspondant à la liaison entre le CRA et le CRE.

III 3.2 Protocoles d'établissement et de contrôle des communications

III 3.2.1 Protocoles d'inscription et de désinscription

Tout mobile en service doit être en écoute de la VBD, ou voie de veille, sur laquelle il sera contacté en cas d'appel. Un mobile doit effectuer un protocole d'inscription auprès d'un centre radiotéléphone, soit lorsqu'il est mis en marche, soit lorsqu'il quitte la zone d'appel de son CRE. Dans les deux cas, il effectue la recherche d'une voie de veille (ou de l'intervalle de temps sur lequel il obtient la meilleure réception, dans le cas d'une voie unique multiplexée temporellement). Dans le cas où il quitte une zone d'appel, il lance cette recherche lorsque le niveau de réception d'un certain signal de localisation sur la voie de

veille devient insuffisant. Il peut cependant arriver que cette baisse du niveau de réception ne soit dûe qu'à un obstacle, auquel cas, le nouveau signal de localisation reçu étant le même que le précédent, il est inutile de démarrer un protocole d'inscription.

Le mobile lit sur la voie de veille des informations relatives au système et en particulier à la position de la VBM de la cellule dans laquelle il se trouve. Il démarre le protocole en envoyant une demande d'inscription sur cette voie, et lorsqu'il reçoit confirmation de son inscription, il peut de nouveau se mettre à l'écoute de la voie de veille. La station de base doit envoyer au centre radiotéléphonique dont elle dépend l'identité de ce mobile, ce qui permet à ce dernier de connaître le CRN du mobile. Après interrogation du CRN, le CRE peut constituer un fichier temporaire qui lui permettra de disposer de toutes les informations concernant ce mobile qui sont nécessaires au traitement des différents protocoles.

Ceci permet de plus au CRN d'enregistrer quel est le nouveau CRE de ce mobile, et il avertit alors l'ancien CRE du fait qu'il peut désinscrire ce dernier. Lorsqu'une station mobile est mise hors service, celle-ci envoie auparavant une demande de désinscription sur une voie de signalisation montante. Cette demande, transmise au centre de rattachement effectif lui permet de détruire le fichier temporaire la concernant.

Remarque :

La localisation d'un mobile peut être réalisée à un niveau plus précis que celui du CRE. En effet, ce CRE peut être subdivisé en plusieurs zones de localisation, les stations de base des cellules de chaque zone émettant sur leur voie de veille un signal de localisation propre à celle-ci. En conséquence ce n'est pas chaque fois qu'il quitte la zone d'appel de son CRE qu'un mobile doit effectuer une procédure d'inscription, mais chaque fois qu'il quitte sa zone de localisation. Lorsque le mobile change de zone de localisation, tout en restant à l'intérieur du même CRE, la procédure d'inscription se réduit en réalité à l'enregistrement par le CRE de ce changement de zone de localisation. En effet le CRE constatant que ce mobile figure dans la table contenant les fichiers temporaires de tous les mobiles qu'il gère, sait donc que ce dernier ne provient pas d'un autre centre radiotéléphonique.

III 3.2.2 Protocole d'établissement d'une communication : mobile demandeur

Lorsqu'un mobile veut établir une communication il doit en faire la demande auprès de sa station de base, en envoyant sur la VBM son identité, et la numérotation. Le réseau de commutation effectue la recherche du demandé. Lorsque ce dernier décroche, un canal de trafic est affecté au mobile et l'ordre lui est envoyé de se porter sur ce canal. Après échange

d'information sur ce canal entre le mobile et sa station de base pour vérifier que celui ci est bien sur le bon canal, la communication est établie. Cette procédure dans laquelle on attribue un canal de trafic uniquement après le décroché du demandé est connue sous le nom Off Air Call Set Up (OACSU).

Dans certains systèmes (EIA,TACS), le canal de trafic est attribué au mobile dès que sa demande est prise en compte par la station de base. Dans le système NMT, le protocole débute directement par la recherche et la prise, par le mobile demandeur, d'une voie de trafic libre. Le protocole est ensuite continué sur cette voie de trafic.

III 3.2.3 Protocole d'établissement d'une communication : mobile demandé

Au niveau du réseau de commutation, les différentes opérations à effectuer sont les suivantes :

- aiguillage de l'appel par le réseau téléphonique fixe vers le CRA, qui sera soit le centre radiotéléphone le plus proche du commutateur de l'abonné demandeur, soit le CRN si l'analyse de la numérotation du mobile demandé est effectuée de manière plus approfondie par le réseau public.

- Le CRA interroge le CRN pour connaître quel est le CRE du mobile demandé.
- Réaiguillage de l'appel, avec une nouvelle numérotation, vers ce CRE.

A terme, toutes ces opérations pourraient être effectuées directement par le réseau téléphonique fixe, ce qui supprimerait les fonctions remplies par les CRA.

La suite du protocole est effectuée au niveau du sous système radio :

- ordre à toutes les stations appartenant à la zone de localisation du mobile, d'appeler ce dernier sur leur VBD.

- celui ci reconnaissant son identité sur la VBD répond sur la VBM
- la station de base transmet cette réponse au CRE
- la station de base doit ensuite, d'une part envoyer un message de sonnerie au mobile, et d'autre part lui envoyer l'ordre de se porter sur une voie de trafic . Le séquençement de ces deux actions est variable selon les systemes : On peut ordonner d'abord au mobile de se porter sur la voie de trafic qui lui a été allouée, et envoyer le message de sonnerie sur la bande de signalisation de cette voie, ou bien envoyer le message de sonnerie d'abord sur la VBD et immédiatement après ordonner au mobile de se porter sur la voie de trafic.

III 3.2.4 Protocole de changement de cellule en cours de communication ("Hand Off" ou "Hand Over")

Lorsqu'un mobile est en communication dans une cellule, le CRE peut recevoir des informations sur sa position à partir d'une campagne de mesure sur les stations de base voisine de la station desservant le mobile. C'est le CRN qui décide de lancer le protocole. Il choisit un canal de trafic disponible parmi ceux de la cellule (ou du secteur dans le cas d'antennes directionnelles) dans laquelle rentre le mobile. Il envoie à la station de base de cette nouvelle cellule l'ordre d'émettre un message d'initialisation sur la voie descendante de ce canal de trafic. Il demande ensuite à la station de base de l'ancienne cellule d'envoyer au mobile l'ordre de se porter sur ce nouveau canal. La station de base envoie cet ordre directement sur la voie descendante du canal de trafic, en écrasant pendant un très court instant (environ 50 ms pour AMPS [BLE80]) les données vocales. Lorsque le mobile reçoit ce message, il envoie un acquittement sur la voie de trafic montante. Il se porte ensuite sur le nouveau canal, et renvoie un autre acquittement à la station de base de la nouvelle cellule dès qu'il a reçu le message d'initialisation que celle-ci lui envoie sur la voie descendante. Lorsque le centre reçoit les deux acquittements, le changement de cellule est effectué avec succès. Ce protocole a, en moyenne, une durée d'exécution de l'ordre de quelques dixièmes de seconde.

III 4 Choix d'une technique d'accès multiple sur la voie balise montante

III 4.1 Présentation du problème.

Tous les systèmes radiotéléphoniques doivent réserver une partie de leurs supports de transmission aux échanges d'informations permettant la gestion des mobiles, l'établissement des communications et leur maintien en cas de changement de cellule. Pour le sous système radio, c'est à dire au niveau des échanges entre les stations de base et les mobiles, un canal particulier, la voie balise, est généralement affecté à cette tâche à l'intérieur de chaque cellule. La VBD ne pose aucun problème particulier, la station de base synchronisant elle-même l'envoi de ses messages, qu'elle peut d'ailleurs tamponner en cas de surcharge momentanée. Par contre la VBM doit être partagée par tous les mobiles appartenant à une même cellule. C'est ce problème de partage qui nécessite en tout premier lieu de choisir une technique d'accès multiple permettant d'obtenir les meilleures performances, en terme de délai d'attente, pour accéder à la ressource, tout en restant réalisable dans le contexte d'un système radiotéléphonique.

III 4.2 Les techniques d'allocation statique.

Ces techniques ne sont intéressantes que pour de petits nombres d'utilisateurs dont la demande est régulière.

Cela est le cas des communications vocales, où le nombre de communications établies est connu, et où le débit des informations vocales échangées est très régulier. Par conséquent des techniques d'allocation statique telles que les techniques AMRT, AMRF, et AMRC (cf II 1) peuvent être appliquées pour allouer les canaux de trafic aux différentes communications.

L'utilisation qui est faite de la VBM correspond, au contraire, à une demande extrêmement saccadée, où un grand nombre de mobiles ont à utiliser cette ressource sur un temps faible et avec un fort débit.

D'autre part, la signalisation montante n'étant généralement effectuée que sur une porteuse unique, la seule technique qui pourrait être possible serait l'accès multiple à répartition dans le temps, AMRT.

De toute manière, indépendamment des considérations précédentes ces techniques sont totalement impossibles à appliquer à la VBM d'un système radiotéléphonique car les stations de base ne connaissent pas le nombre de mobiles qui circulent à l'intérieur de leur cellule.

III 4.3 Les techniques d'accès aléatoire

III 4.3.1 ALOHA et "slotted" ALOHA

Le protocole "slotted" ALOHA est une technique utilisée pour l'accès aléatoire à la VBM dans de nombreux systèmes radiotéléphoniques. Elle a l'avantage de réduire l'échange de signalisation entre la station centrale et les mobiles à un simple acquittement de bonne réception des messages. Cependant, comme nous le verrons au chapitre IV, ce protocole ne peut pas assurer la stabilité de la VBM, et il est nécessaire d'effectuer un contrôle dynamique des retransmissions.

III 4.3.2 CSMA

Cette technique quel que soit le protocole adopté (persistant, non persistant, p persistant (cf II 2.2)) permet, par rapport à la technique slotted ALOHA, d'augmenter les capacités du canal tout en conservant des délais plus courts. L'obstacle majeur à l'application de tels protocoles dans les systèmes radiotéléphoniques est le fait qu'il est impossible pour les

mobiles de tester la charge de la VBM. En effet même si ceux ci restaient à l'écoute de la VBM, les émissions d'un mobile sur celle ci ne sont pas audibles par un autre mobile quelle que soit sa position dans la cellule, la station de base étant la seule, de par sa position en hauteur, à capter toutes les émissions sur la VBM.

Une possibilité pour pallier à ce problème qui est proposée avec la technique BTMA (Busy Tone Multiple Access) [TOB80,TOB75], consiste pour la station de base à tester en permanence la charge de la VBM et à diffuser (sur la VBD par exemple), un signal indiquant aux mobiles la charge de la VBM. Le délai entre l'instant où la station teste la VBM, et l'instant où le mobile finit de détecter sur la VBD la présence (ou l'absence) du signal d'occupation de la VBM qui a une grande influence sur les performances d'un tel protocole, est en fait fortement rallongé par le temps de détection du signal d'occupation par le mobile, qui n'est pas négligeable. Il existe, de plus, une certaine probabilité pour que cette détection soit faite de manière erronée, ce qui nuit encore plus aux performances.

Un exemple où ce protocole est utilisé est le système AMPS (Advanced Mobile Phone Service) [BLE80] développé aux Etats Unis par Bell Labs, opérationnel depuis 1979 : Dans ce système, la station de base insère tous les 10 bits sur la VBD un bit indiquant l'état, occupé ou libre, de la VBM (c'est à dire tous les millièmes de seconde pour un débit de 10 Kbits /s).

Chaque mobile qui désire émettre un message, envoie une demande à la station centrale si le dernier bit d'état reçu sur la VBD indique que la VBM est libre, ou bien attend qu'il bascule si cela n'est pas le cas. Sa demande envoyée, il ouvre une fenêtre de temps au cours de laquelle ce bit doit basculer de libre à occupé. En effet, si un appel a lieu à un instant t_a , le mobile ouvre cette fenêtre entre $t_a + T - \tau$ et $t_a + T + \tau$, T est le temps moyen au bout duquel le mobile devrait détecter le premier bit d'état indiquant l'état occupé de la VBM. Ce temps T est égal à la somme des temps de propagation moyens sur les VBM et VBD, t_{pm} et t_{pd} (t_{pd} comprenant également le temps de détection du signal par le mobile), et du temps moyen de traitement de la requête t_r par la station. τ est le rayon de cette fenêtre , et correspond aux variations maximum du temps T .

Si le bit d'état bascule durant cette fenêtre, le mobile commence à émettre. A la fin du message la station refera basculer le bit à l'état libre (cf fig III 5 page 49).

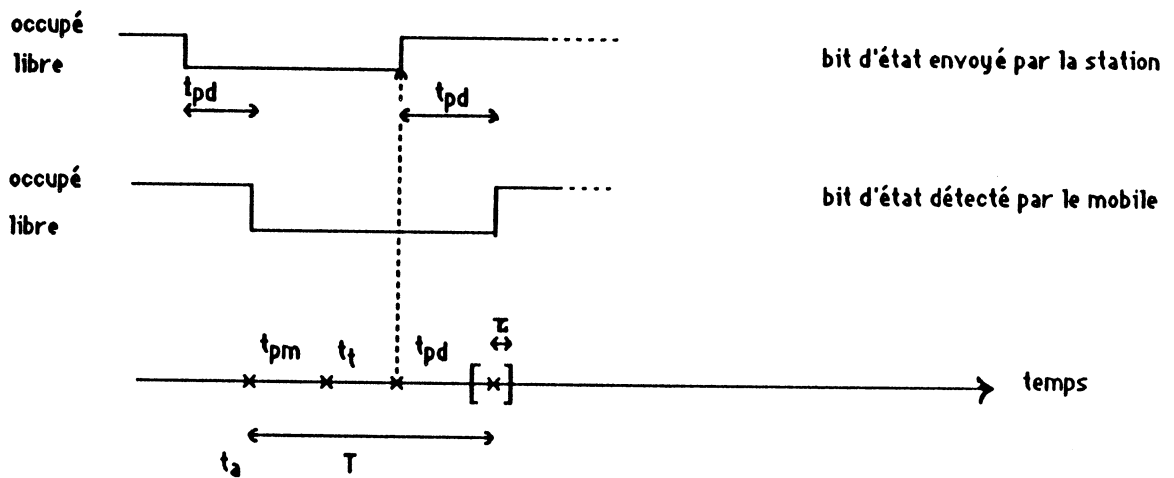


Figure III 5

Si la station reçoit une deuxième demande avant qu'elle n'ait fait basculer le bit d'état (cf fig III 6 ci dessous), elle ne le fait pas basculer . Les mobiles, constatant que le bit d'état n'a pas basculé pendant leur fenêtre de temps, réémettent leur demande après un délai d'attente aléatoire.

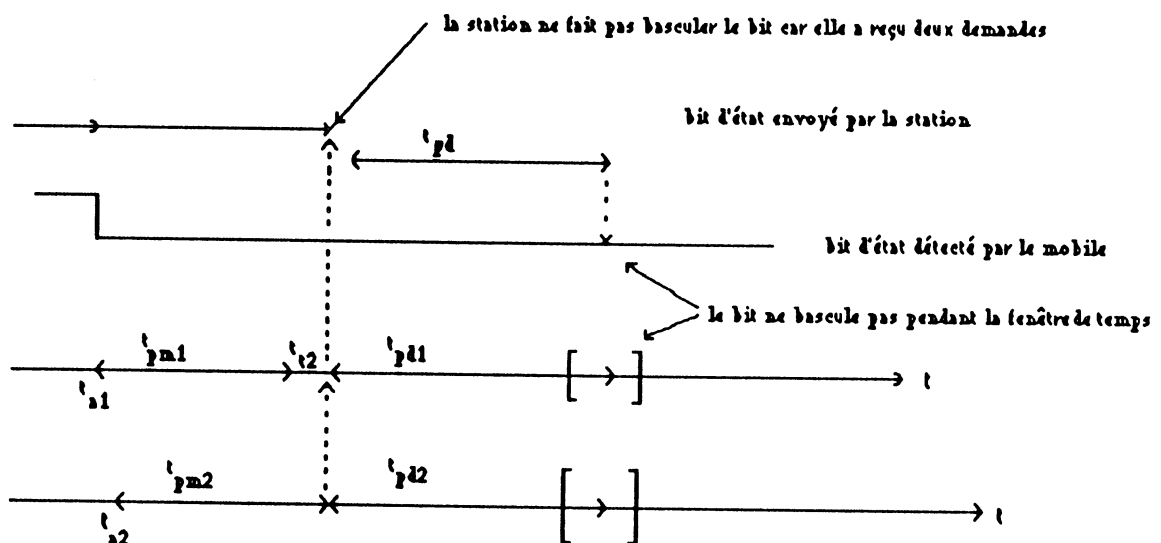


Figure III 6

Toutefois, le fait que le bit d'état bascule durant la fenêtre de temps, ne garantit pas qu'une collision ne puisse pas se produire (cf fig III 7 ci dessous). En effet, si deux requêtes sont telles que : $t_{a2} + t_{pm2} > t_{a1} + t_{pm1} + t_{t1}$, le bit d'état basculé est déjà envoyé sur la VBD . Si de plus $t_{a2} + T_2 - \tau_2 < t_{a1} + T_1 + \tau_1$, les fenêtres correspondant à ces deux requêtes se recoupent , et si la détection du premier bit d'état à l'état occupé est faite par les deux mobiles durant cet intervalle de recouvrement, une collision aura lieu.

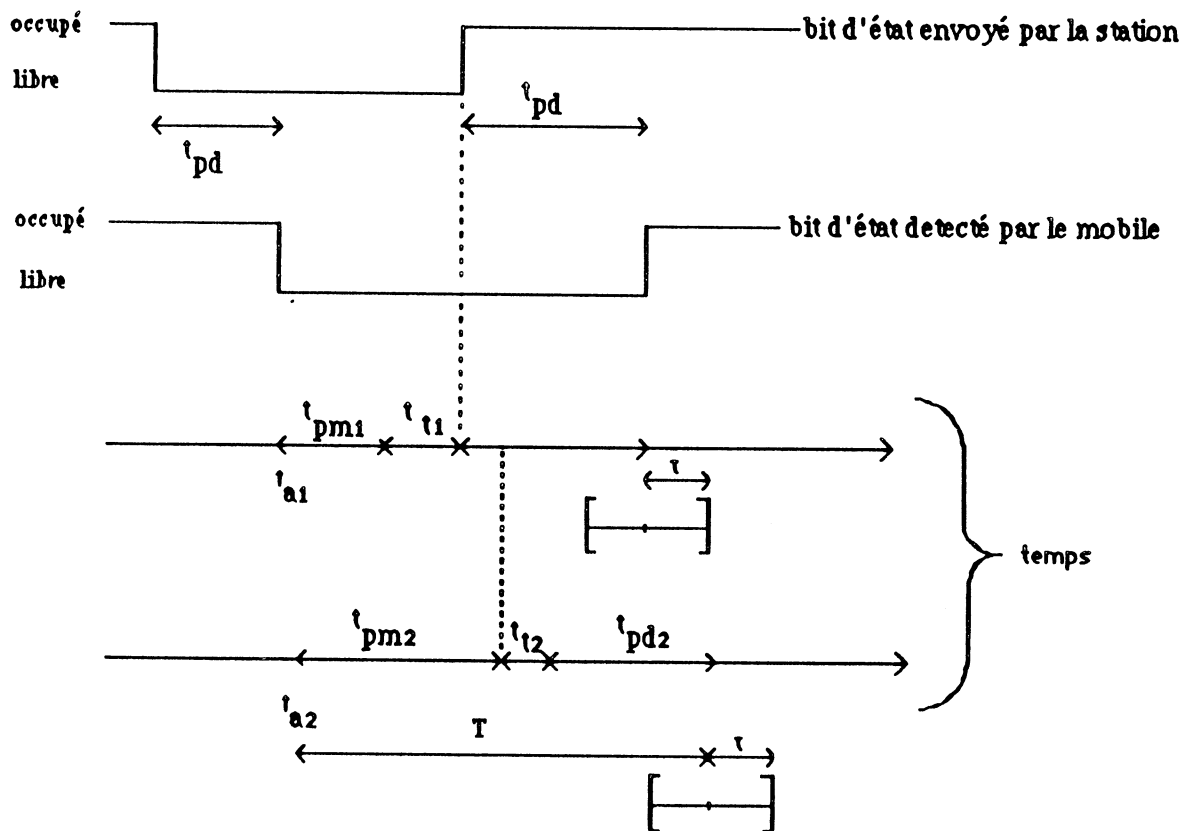


Figure III 7

Il convient de remarquer que le taux de collision doit être dépendant des variations du temps de propagation et des temps de traitements, car plus celles ci sont importantes, plus le rayon des fenêtres doit être grand, donc plus grandes et plus fréquentes sont les zones de recouvrement de ces fenêtres, et par conséquent plus grande est la probabilité pour que le bit d'état soit détecté par deux (ou plusieurs) mobiles durant le recouvrement de leurs fenêtres.

III 4.4 Les techniques de réservation de slots

III 4.4.1 Les techniques à contrôle centralisé

Les techniques de polling, ou leurs dérivées, étant rigoureusement inadaptées au cas étudié (car les stations de base ne connaissent pas le nombre de mobiles qui circulent dans leur cellule), les seules techniques de ce genre qui soient envisageables sont celles qui ont recours à des demandes explicites de réservation auprès de la station de base. Cependant le problème de l'envoi de ces requêtes de réservation étant de même nature (à la taille des paquets près) que celui de l'envoi de paquets d'information, la seule possibilité de le résoudre est de diviser la VBM en deux parties, l'une constituant le sous canal de réservation, c'est à dire le canal sur lequel les mobiles envoient leurs requêtes, l'autre correspondant aux slots réservés. Le seul multiplexage possible de ces deux sous canaux est temporel, puisque la VBM est sur une seule porteuse. Les slots de cette VBM peuvent donc être divisés en deux catégories : Les slots de réservation à proprement parler, et les slots sur lesquels les mobiles peuvent émettre, après qu'ils leur ait été réservés; un slot de réservation alterne avec plusieurs slots d'émissions. L'augmentation du temps système dû à cette technique étant égal à la proportion des slots de réservation par rapport aux slots d'émission, il est important, pour minimiser cette proportion, qu'un maximum de requêtes puissent être effectuées en un minimum de temps.

La solution proposée par L.G Roberts dans [ROB73bis], consiste à diviser chaque slot de réservation en un certain nombre de minislots très courts. Dans le cadre d'un système radiotéléphonique, cette solution, qui imposerait aux mobiles d'envoyer de très courtes séquences sur des minislots, n'est pas réalisable car les forts taux d'erreurs (dûs aux interférences, aux parasites électromagnétiques, etc...) nécessitent de forts taux de redondance, et de gros codes détecteurs ou correcteurs d'erreurs, ce qui rend impossible l'émission de séquences très courtes.

Une solution palliant à ce problème est envisagée dans la troisième partie de cette thèse. Elle consiste à joindre la demande de réservation avec le premier paquet du message, émis en accès aléatoire, le restant du message étant envoyé sur les slots réservés. Deux modes de réservation sont possibles:

- Réservation statique: la proportion de slots de réservation par rapport aux slots réservés est fixée. Les demandes de réservation sont rangées dans une file d'attente gérée par la station de base.

- Réserve dynamique: lorsque le canal est libre, les émetteurs envoient leur premier paquet en accès aléatoire. Le canal est alors réservé, pour une période correspondant à l'émission du reste de son message, à l'émetteur qui a réussi l'émission de son premier paquet.

III 4.4.2 Les techniques à contrôle distribué

Ces techniques, qui déchargent la station centrale de la gestion des réservations de slots, et qui réduisent en même temps les échanges entre cette dernière et les terminaux, s'imposent aux réseaux radioélectriques par satellite, car la station centrale, qui dans ce cas est un satellite, ne permet pas de réaliser un contrôle centralisé. Le principe de ces techniques est le suivant : Chaque fois qu'une station émet sur la voie montante (station terrestre vers satellite), le satellite rediffuse le message émis sur toutes les stations dans sa zone de portée. Les slots sont regroupés en trames dont la durée est supérieure au délai de transmission, ce qui permet aux différentes stations terrestres de toujours connaître l'occupation du slot de même rang dans la trame précédente. Les différentes techniques possibles consistent alors à agir en fonction de ce qui s'est passé à la trame précédente (cf II 3.2).

L'adaptation de tels protocoles aux réseaux radiotéléphoniques n'est en principe pas impossible, le fait que les délais de transmissions soient beaucoup plus courts n'étant pas gênant.

D'autre part, pour une station devant gérer les accès d'un nombre de mobiles qui est variable, et dont elle ne connaît pas le nombre, seul un accès aléatoire des slots non réservés est envisageable. Dans un tel contexte, des techniques de réservation ordonnée ou de réservation à tour de rôle (dans lesquelles soit des slots, soit des minislots de réservation sont dédiés à chaque terminal, cf II 3.1.2 et II 3.1.3) sont totalement inenvisageables.

Toutefois, même si des techniques de type ALOHA avec réservation (cf II 3.1.1) ou bien des techniques utilisant un sous canal de réservation avec contrôle décentralisé, ne se heurtent pas à une impossibilité théorique dans le cadre des systèmes radiotéléphoniques, elles ne correspondent en rien aux caractéristiques techniques de tels systèmes. En effet, ces protocoles basés sur le principe d'un contrôle décentralisé, sont conçus pour les réseaux dans lesquels les stations terminales, peu nombreuses, ont les capacités d'effectuer un contrôle décentralisé, alors que le satellite ne peut être qu'un simple réémetteur. Dans les systèmes radiotéléphoniques c'est le contraire : Ce sont les stations mobiles qui doivent être les plus simples possible, et la station centrale qui dispose du potentiel de calcul nécessaire à un contrôle centralisé.

III 4.5 Conclusion

De toutes les considérations précédentes, il ressort que seules, les techniques d'accès aléatoire sont en parfaite adéquation avec les différentes caractéristiques des systèmes radiotéléphoniques. Le nombre de mobile à l'intérieur de chaque cellule, très grand, variable et inconnu d'une part, et la demande très saccadée sur les VBM, d'autre part, interdisent les techniques d'allocation statique.

Parmi les techniques à accès aléatoire, la technique "slotted" ALOHA est la plus simple et la plus répandue. C'est cette technique qui a été choisie pour la VBM du système Radiocom 2000 ainsi que pour celle du futur système cellulaire numérique élaboré par le CNET. L'amélioration apportée par la technique CSMA n'est applicable que si la station centrale diffuse à intervalles de temps très rapprochés l'état de la VBM. Cette technique désignée sous le nom de BTMA est appliquée dans les systèmes AMPS aux Etats Unis.

Remarque:

Des techniques à base de réservation de slots sont cependant envisageables. Le contrôle doit être centralisé, et les demandes de réservation doivent, pour des raisons de fiabilité, être jointes au premier paquet du message. Le "sous canal" de réservation reste néanmoins accédé suivant une technique à accès aléatoire.

Chapitre IV:
Le problème de la stabilité d'un canal accédé
suivant un protocole de type ALOHA :
Nécessité des politiques de contrôle dynamique des
retransmissions.

IV 1 Instabilité inhérente d'un canal ALOHA non contrôlé.

Lorsque, sur un canal partagé suivant un protocole ALOHA deux émissions se chevauchent (soit partiellement dans le cas ALOHA simple, soit totalement car elles ont été envoyées sur le canal durant le même slot dans le cas "slotted ALOHA"), on dit qu'il y a collision. Nous supposons dans un premier temps qu'en cas de collision, la station centrale ne capte aucun des deux messages. Les deux émetteurs entrés en collision sont dits bloqués, et le restent jusqu'à ce que cette collision soit résolue. Pour cela, ils doivent retransmettre leur paquet au bout d'un délai aléatoire jusqu'à ce que celui-ci soit reçu correctement par la station centrale. La valeur moyenne de ce délai aléatoire, K , est déterminée, dans le cas "slotted ALOHA" par une probabilité de retransmission des paquets bloqués. A chaque slot, les stations mobiles déterminent si elles réémettent leur paquet bloqué en effectuant un tirage suivant cette probabilité.

Un canal est dit non contrôlé lorsqu'il n'existe aucune procédure pour imposer une valeur au délai de retransmission (ou à la probabilité de retransmission) en fonction de la charge du canal.

C'est en effet dans la détermination de ce délai aléatoire que réside tout le problème. Intuitivement, il est clair que si ce délai est trop faible, et que si le nombre de bloqués devient trop grand à cause d'un accroissement soudain et momentané du débit, les collisions ne pourront plus être résolues. En effet les retransmissions, trop nombreuses, rentreront en collision entre elles, ainsi qu'avec les nouvelles émissions, augmentant ainsi le nombre de

bloqués, et diminuant le taux de sortie du canal. Ce phénomène s'amplifie jusqu'à ce que le canal soit totalement saturé, le nombre de bloqués étant très grand, et le débit de sortie pratiquement nul. Un tel canal peut être qualifié d'instable. Une étude réalisée par L. Kleinrock et S.S Lam [KLE75] permet de caractériser plus précisément cette instabilité et d'apporter une mesure intéressante du degré d'instabilité d'un canal. En représentant le débit de sortie S_{out} du canal en fonction du débit d'entrée S et du nombre de bloqués n , une surface est obtenue. Elle peut être divisée en deux régions, l'une sur laquelle le débit de sortie est supérieur au débit d'entrée, l'autre sur laquelle il est inférieur. En projetant la frontière entre ces deux régions sur le plan (n, S) , on obtient un contour d'équilibre (cf fig IV 1 page 57) [KLE75], dont le profil confirme le fait que le débit d'entrée maximum qui permette l'équilibre est $1/e$, et indique que pour un débit d'entrée donné, il y a deux positions d'équilibres. Plusieurs contours sont donnés pour différentes valeurs du délai moyen de retransmission K . Deux cas sont ensuite envisagés : Dans le cas où le système est constitué par un nombre fini M de mobiles, l'ensemble des positions de fonctionnement du système est une droite car le débit d'entrée est $S = (M-n) \sigma$, où n est le nombre de bloqués, et où σ représente le taux d'appel de chaque mobile (cf fig IV 2 page 58). Dans le cas où le nombre de mobiles est infini, et où le taux d'appel global est constant et égal à S_0 l'ensemble des positions du fonctionnement est situé sur la droite $S = S_0$ (cf fig IV 3 page 58). A l'intérieur du contour d'équilibre, le taux de sortie étant supérieur au débit d'entrée, le nombre de bloqués diminue, déplaçant ainsi le point de fonctionnement du système vers le haut. A l'extérieur du contour d'équilibre, le taux de sortie étant inférieur au débit d'entrée, le nombre de bloqués augmentera, déplaçant ainsi le point de fonctionnement du système vers le bas. Ainsi, les points d'intersection entre la droite de fonctionnement du système et la courbe d'équilibre constituent-ils des positions d'équilibre. Cependant, si, comme dans le cas du point n_c de la figure IV 2 b, la droite coupe la courbe d'équilibre en "montant" de l'intérieur vers l'extérieur, cette position est instable, la moindre fluctuation imposant au système de s'éloigner de cette position, et n'a donc pas de réalité physique.

Les différents cas de la figure IV 2 montrent qu'il peut y avoir un ou deux points d'équilibre stable. Le canal est dit stable dans le cas IV 2 a, où ce point d'équilibre est unique et ne correspond pas à la saturation de celui-ci, contrairement au cas IV 2 c où le canal est surchargé de manière permanente. Le cas IV 2 b correspond à l'instabilité : le canal peut rester temporairement dans une position d'équilibre stable correspondant à un faible nombre de bloqués, jusqu'à ce qu'une fluctuation aléatoire, plus importante que les autres, fasse passer le nombre de bloqués à une valeur supérieure à n_c . Une fois ce seuil franchi, le taux de sortie devenant inférieur au débit d'entrée à cause d'un trop grand nombre de

retransmissions, le nombre de bloqués ne peut plus diminuer et le système atteint une nouvelle position d'équilibre correspondant à la saturation du canal. Une fois dans cette nouvelle position d'équilibre le système ne peut plus (du moins dans la pratique) revenir à l'état initial, car même si cela est théoriquement possible, il faudrait un temps extrêmement long.

Comme le suggère la figure IV 1 ci dessous, lorsque le nombre de mobiles est fini et égal à M , il est toujours possible de trouver une valeur moyenne du délai de retransmission suffisamment grande pour que le canal soit stable. Cependant cette stabilité est acquise au prix de délais d'autant plus grands que le nombre de mobiles est important.

Ceci implique, dans le cadre d'une cellule d'un système radiotéléphonique, où le nombre de mobiles est fini, mais très grand, et où des contraintes de délai imposent une borne supérieure à la moyenne du délai de retransmission, que le canal est instable. De toute manière, comme le montre la figure IV 3, si le nombre M de mobiles tend vers l'infini et que le débit global d'entrée tend vers une constante S_0 , le canal est toujours instable.

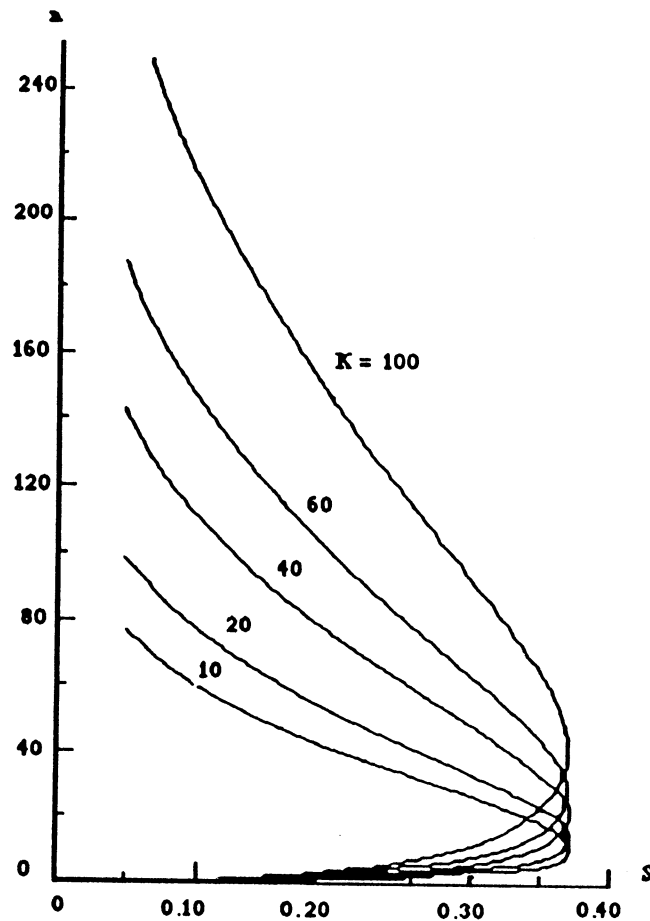


Figure IV 1

Contour d'équilibre $S=S_{out}$ dans le plan (n,S)
pour différentes valeurs du délai moyen de retransmission, K .

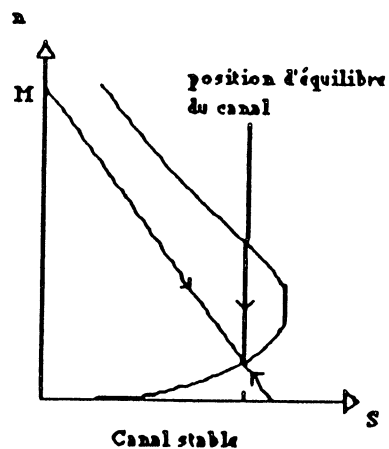


Figure IV 2 a

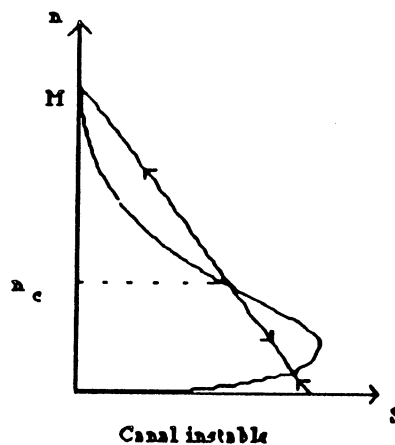


Figure IV 2 b

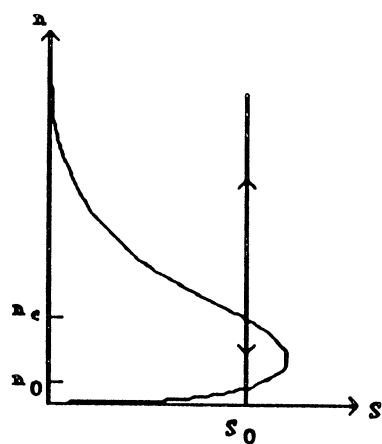


Figure IV 3

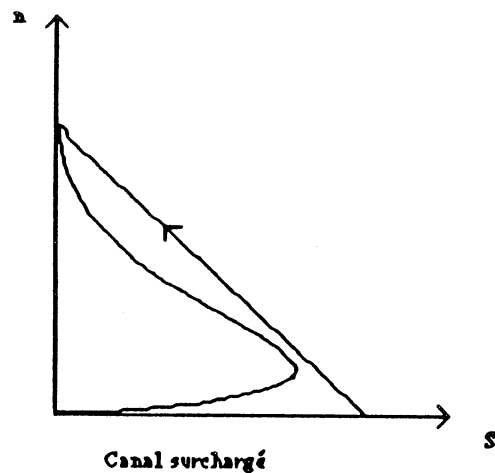


Figure IV 2 c

Remarque

Des conclusions identiques ont été également obtenues dans une autre étude réalisée simultanément [CAR75] et basée sur une analyse de l'espérance mathématique de la dérivée du nombre de bloqués, estimée par la variation du nombre de bloqués d'un slot à l'autre dans le cas "slotted" ALOHA où d'une époque à l'autre dans le cas ALOHA simple (où une époque est définie comme étant l'intervalle de temps pendant lequel le nombre de bloqués reste constant).

Une démonstration de l'instabilité d'un canal accédé suivant un protocole "slotted" ALOHA non contrôlé peut être trouvée en [FAY74] et [FAY75]. Celle-ci s'appuie sur l'étude de la chaîne de Markov unidimensionnelle définie sur $\mathbb{N}$ à partir du nombre de bloqués à

chaque slot. En désignant par $N(k)$ le nombre de bloqués au début du slot k , le principe est de démontrer dans le cas d'une chaîne infinie la non ergodicité de cette chaîne en établissant que $\lim_{k \rightarrow \infty} \Pr(N(k) < j) = 0$ pour toute valeur finie de j . Ceci revient à dire que le nombre de bloqués doit forcément diverger au bout d'un certain temps.

Remarque

Dans le cas où le système contient un nombre M fini de mobiles, en notant $p_n = \lim_{k \rightarrow \infty} p_n(k)$, où $p_n(k)$ désigne la probabilité pour qu'il y ait n bloqués au début du slot k , il est démontré que quand M tend vers l'infini (le débit global restant constant) toutes les probabilités p_N pour $N < M$ tendent vers 0 et p_M tend vers 1.

IV 2 Nécessité des politiques de contrôle dynamique des retransmissions

Il a donc été établi en [FAY74,FAY75] que quel que soit le débit du canal, s'il n'est pas contrôlé, il s'effondre forcément au bout d'un certain temps. Dans le cadre pratique d'un système radiotéléphonique, l'intérêt d'effectuer ou non un contrôle sur le canal ne peut être discuté qu'en connaissant le temps moyen pendant lequel le système est capable de se maintenir avant de s'effondrer.

Une solution pour déterminer ce temps est proposée en [KLE75]. Elle revient à remplacer dans la chaîne de Markov représentant le système, tous les états correspondant à un nombre de bloqués supérieur à n_c , par un état unique et absorbant n_u . Il a été établi que lorsque le nombre de bloqués dépasse un certain seuil n_c , celui ci ne peut plus diminuer, et le système tombe dans un état de saturation qui peut être considéré comme absorbant, car la probabilité de revenir à l'état initial est très faible. De toute façon, jusqu'à ce que cet état absorbant soit atteint, cette nouvelle chaîne de Markov se comporte de manière identique à la chaîne initiale. C'est donc à partir de la matrice de transition de la chaîne initiale que peut être établi pour chaque valeur $i \in \{0,1,\dots,n_c\}$ le nombre moyen de transition, T_i , pour arriver dans l'état absorbant en partant de l'état i . T_0 représente alors le temps moyen pendant lequel le système est capable de fonctionner sans saturer.

Les résultats numériques obtenus en [KLE75] montrent finalement qu'un canal intrinsèquement instable peut quand même être utilisé dans la pratique. En effet, comme on peut le lire sur la figure IV 4 [KLE75], il est possible, pourvu que la charge du canal ne soit

pas trop forte, d'obtenir des durées moyennes de fonctionnement sans saturation de l'ordre de plusieurs jours, tout en conservant des délais acceptables. Par exemple, avec un débit d'entrée de l'ordre de 0.25 paquet par slot, et un délai de retransmission de l'ordre d'une dizaine de slots, le système peut fonctionner sans saturer pendant une durée moyenne de trois jours. De plus comme un système radiotéléphonique réel n'est pas soumis à une charge constante 24 heures sur 24, on peut considérer qu'il repart de l'état initial au début de chaque journée, et peut ainsi fonctionner de nombreuses journées sans s'effondrer. Cependant, il est important de remarquer que le système ne peut absorber les pics du débit d'entrée que si la durée de ceux ci est largement inférieure au temps moyen avant saturation donné par la figure IV 4 ci dessous pour cette valeur momentanée du débit.

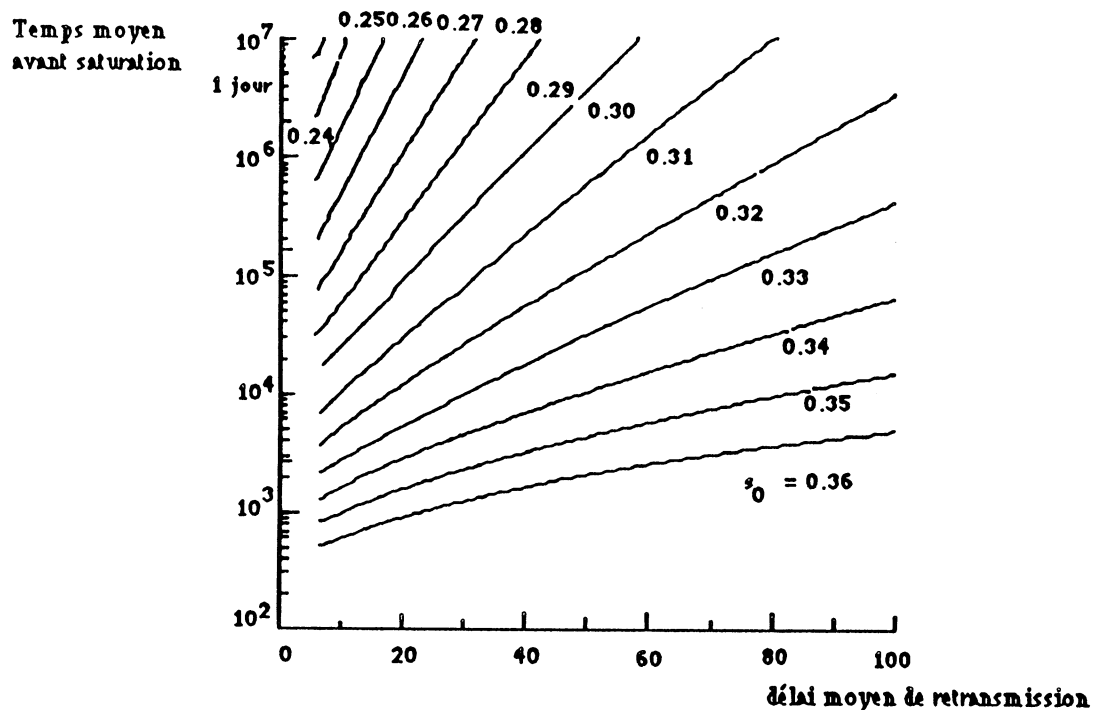


Figure IV 4

IV 3 Algorithmes de résolution des collisions et contrôle des retransmissions

IV 3.1 Généralités

Lorsqu'un émetteur veut envoyer un paquet sur un canal en accès aléatoire, cette émission doit éventuellement être retransmise à cause des collisions. Le rôle d'un algorithme de résolution des collisions, dans le cas le plus général, est d'imposer la probabilité suivant laquelle doit s'effectuer, sur le slot suivant, l'émission ou la réémission. Dans le cas où cette probabilité n'est pas égale à 1 pour la première émission, on peut parler de contrôle sur les accès au canal.

Exemples:

1) Pour le canal ALOHA non contrôlé, la probabilité de première émission est $p_0 = 1$, c'est à dire qu'aucun contrôle n'est effectué sur les accès au canal. La probabilité de la $i^{\text{ème}}$ retransmission est $p_i = p, \forall i$.

2) Pour le protocole Ethernet, il n'y a pas non plus de contrôle sur les accès: $p_0 = 1$. La probabilité de la $i^{\text{ème}}$ retransmission, $p_i = 2^{-i}$ dépend directement de i .

Le protocole appliqué, peut suivant les cas être de deux types:

- S'il existe une station centrale, celle ci peut exécuter un protocole en utilisant les informations dont elle dispose et diffuser les probabilités calculées à tous les émetteurs. Il s'agit d'un contrôle centralisé.

- S'il n'existe pas de station centrale, ou si celle ci ne se charge pas du contrôle, chaque émetteur doit effectuer son propre algorithme de contrôle. Il s'agit d'un contrôle décentralisé. Les informations utilisées pour exécuter cet algorithme peuvent être:

- soit un "feedback" (c'est à dire une information concernant le dernier slot: slot inutilisé, slot avec collision, ou slot avec succès d'une émission), s'ils peuvent "écouter" le canal ou si une station centrale diffuse cette information,

- soit simplement un acquittement concernant leur dernière émission.

Remarque:

Dans les systèmes radiotéléphoniques, le contrôle est naturellement centralisé. En effet, la logique des stations émettrices doit être la plus simple possible d'une part, et d'autre part les probabilités de retransmission peuvent être diffusées à chaque slot sur la VBD.

IV 3.2 Politiques de contrôle centralisé

Beaucoup d'algorithmes de contrôle des retransmissions sont basés sur l'hypothèse de la connaissance du nombre de paquets bloqués:

Fayolle, Gelenbe et Labetoulle ont prouvé en [FAY77] la stabilité d'un canal ALOHA pour un débit inférieur à $D = \lim_{n \rightarrow \infty} (c_1 g_0(n) + c_0 g_1(n))$ où c_i représente la probabilité qu'il y ait i nouvelles émissions sur un slot, $g_i(n)$ celle qu'il y ait i retransmissions sur un slot, et n le nombre de bloqués. D représente le taux de sortie instantané. La valeur maximum de cette limite supérieure, $\frac{1}{e}$, est obtenue pour une probabilité de retransmission $f(n) = \frac{1-\lambda}{n}$.

En [LAM75], S.S.Lam et L.Kleinrock modélisent le contrôle du canal avec un processus de décision markovien. Ils définissent sur la chaîne de Markov modélisant l'état du canal (chaque état correspond à un certain nombre de bloqués) un ensemble d'actions α , déterminant des probabilités de transitions $p_{ij}(\alpha)$, et des coûts immédiats $C_i(\alpha)$. Une politique de contrôle est définie de manière générale comme une règle permettant de choisir une action à chaque état. Si cette règle n'est basée que sur l'état courant, la politique est dite stationnaire, et dans ce cas, le processus de décision est markovien. La moyenne temporelle du coût d'une transition peut être minimisé par l'algorithme de Howard. Les auteurs appliquent ce modèle à une classe précise de politiques de contrôle, appelées politiques de contrôle à seuil, dont l'ensemble des actions est limité à deux actions α_0 et α_c , l'une, α_0 , correspondant à un fonctionnement optimal (nombre de bloqués inférieur au seuil n), l'autre, α_c , au cas où le nombre de bloqués est supérieur au seuil.

Trois types de contrôle sont définis:

- Politique de contrôle sur les accès: Si le nombre de bloqués est inférieur au seuil, l'accès au canal est libre (la probabilité de première émission est $p_0 = 1$), sinon l'accès est bloqué ($p_0 = 0$). La probabilité de retransmission est constante.
- Politique de contrôle sur les retransmissions: Si le nombre de bloqués est inférieur au seuil, la probabilité de retransmission vaut p_0 , sinon elle vaut $p_c < p_0$.
- La politique de contrôle sur les accès et les retransmissions est une combinaison des deux précédentes.

Les coûts sont définis en fonction du taux moyen de sortie, ou du nombre de bloqués. En vertu de la loi de Little, toute politique maximisant le taux moyen de sortie minimise le nombre moyen de bloqués. Une telle politique est qualifiée d'optimale, et il est démontré en [FAI85] qu'une politique qui optimise seulement le taux instantané, comme celle proposée en [FAY77], n'est pas optimale suivant cette définition. L.Kleinrock et S.S.Lam montrent qu'il existe toujours une politique stationnaire qui soit optimale, mais l'optimalité des politiques à seuil reste un problème ouvert. Toutefois, l'application de l'algorithme de Howard à de telles politiques fournit dans tous les cas une valeur du seuil qui donne, par simulation, les meilleures performances.

Le problème qui se pose pour l'implémentation de telles politiques de contrôle est celui de la détermination du nombre courant de paquets bloqués. Les travaux de Segall [SEG76], fournissent un estimateur de ce nombre de paquets bloqués. Toutefois le nombre d'opérations algébriques nécessaires pour le calculer serait de l'ordre de $4N^2$, pour un nombre total N de terminaux. Cette solution s'avère donc inenvisageable pour des systèmes comprenant un très grand nombre d'émetteurs. Les solutions palliant à ce problème sont les politiques de contrôle adaptatives. De telles politiques, [LAM75,AN77,SER79] utilisent un estimateur de maximum de vraisemblance de l'espérance du trafic global obtenu en utilisant un tableau mémorisant à chaque slot t , les L derniers slots. Soit la variable I_t telle que $I_t = 1$ si le slot est inutilisé, et 0 sinon. $S_t = \frac{1}{L} \sum_{j=0}^{L-1} I_{t-j}$ est donc un estimateur de la probabilité d'inactivité s . En supposant que le trafic global suit une loi de Poisson de paramètre G , ce qui n'est qu'une approximation, on peut alors écrire que $s = e^{-G}$, d'où $G = -\log s$. Alors, $-\log S_t$ est donc un estimateur de maximum de vraisemblance du trafic total.

Le principe de ces politiques adaptatives est de maintenir cet estimateur à une valeur optimum, généralement 1, en augmentant les probabilités de retransmission lorsque celui-ci est inférieur à 1, ce qui a bien pour effet d'augmenter le trafic global, et en les diminuant dans le cas contraire.

IV 3.3 Politiques de contrôle décentralisé

L'exécution de telles politiques est réalisée au niveau de chaque émetteur. Les informations utilisées par celles-ci sont désignées par le terme "feedback", car elles se réduisent, en effet, à l'état du dernier slot utilisé. Ce feedback ne peut prendre, en fait, que trois valeurs: 0 si le dernier slot était inoccupé; 1 si un paquet a été émis sur ce slot; e si une collision a eu lieu sur ce slot.

Parmi ces politiques de contrôle décentralisé, mentionnons tout d'abord les algorithmes de résolution de collisions en arbre [CAP79,TSY78,MAS81]. Le principe de tels algorithmes est le suivant: après une collision entre plusieurs émetteurs, chacun d'entre eux tire suivant une probabilité donnée, s'il réémettra au slot suivant ou non. Ces émetteurs sont donc divisés en deux groupes, et ceux qui ne réémettent pas au slot suivant devront attendre que tous les autres aient émis leur paquet avec succès pour pouvoir faire une nouvelle tentative de réémission. Ils rentrent donc dans une pile, et exécutent l'algorithme suivant: Chaque fois qu'ils entendent une collision sur le canal, ils descendent d'un rang dans cette pile. Chaque fois qu'un slot est émis avec succès, ils remontent d'un rang, ou réémettent au prochain slot s'ils étaient au premier rang. Ces algorithmes assurent la stabilité du canal pour des débits d'entrée allant jusqu'à 0.430 [CAP79].

La politique de contrôle proposée par B.Hajek et T.Van Loon en [HAJ82] relève d'une autre approche: le nombre de paquets bloqués n'est utile à un émetteur que s'il a une influence sur le trafic global instantané, d'où l'idée fondamentale de cette politique, qui est de maintenir ce trafic indépendant des fluctuations du nombre de bloqués, et proche d'une valeur optimum qui est 1. Cette politique est stationnaire, car elle n'est basée que sur le "feedback" du dernier slot, $Z_t = 0, 1$ ou e . La probabilité de retransmission au slot $t+1$, f_{t+1} est donc calculée en fonction de Z_t et de f_t suivant une fonction récursive du premier ordre de type $f_{t+1} = G(f_t, Z_t)$.

Les auteurs étudient la chaîne de Markov $(N(t), f(t))$, appelée modèle global, où $N(t)$ est le nombre de bloqués, et $f(t)$ la probabilité de retransmission au slot t . Ils montrent que lorsque $N(t)$ est fixé à une valeur n (modèle local), le produit $N(t) f(t)$, et par conséquent le trafic global instantané ne dépendent pas de n quand la fonction récursive choisie est du type $f_{t+1} = G(f_t, Z_t) = f_t \cdot a^{Z_t}$, où a prend l'une des valeurs $a(0)$, $a(1)$, ou $a(e)$ suivant la valeur 0, 1 ou e de Z_t . Une condition sur les valeurs $a(0)$, $a(1)$ et $a(e)$ est ensuite trouvée pour que l'espérance mathématique de la variation du trafic d'un slot à l'autre soit de signe opposé à $G-1$, ce qui permet de maintenir ce trafic à un niveau optimum. Enfin, le modèle global est étudié en montrant que les variations de $N(t)$ n'induisent sur ce trafic qu'une perturbation de l'ordre de $\frac{1}{N(t)}$.

Il existe enfin des politiques de contrôle basées uniquement sur les acquittements que peuvent recevoir les émetteurs [HAJ82bis,KUM84], mais le problème de la stabilité d'un canal contrôlé par de telles politiques reste ouvert.

Bibliographie et références

- [ABR70] N Abramson "THE ALOHA SYSTEM. Another alternative for computer communication"
Fall Joint Comput. Conf. AFIPS Conf. Proc. vol 37.
Montvale, N J : AFIPS Press pp 281- 285 1970.
- [ABR73] N Abramson "Packet switching with satellites"
Nat. Comput. Conf. AFIPS Conf. Proc.
vol 42, pp 695 -702, 1973
- [ABR77] N Abramson "The Throughput of Packet Broadcasting Channels"
IEEE trans. Comm. vol COM 25 n° 1 pp 117-128, Jan 77.
- [AN77] B.T.An "Etude et simulation de réseaux de diffusion sous contrôle"
E.Gelenbe RAIRO Informatique vol 11 n° 3 pp 301 - 321 1977
- [BIN75] R.Binder "A dynamic packet switching system for satellite broadcast channels"
in Proc. ICC' 75 San Francisco, CA, June 75.
- [BLE80] F.H Blecher "Advanced Mobile Phone Service"
IEEE Trans on Vehicular Technology, vol VT 29 n° 2
pp 238 - 244 May 80.
- [CAP79] J.I.Capetanakis "Tree algorithms for packet broadcast channels"
IEEE Trans. on Inform. Theory, vol IT-25 n° 5
pp 505 - 515 Sept 79
- [CAR75] A.B.Carleial "Bistable behavior of ALOHA - type Systems"
M.E.Hellman IEEE Trans.Comm. vol COM 23 pp 401 - 410 April 75.

- [CRO73] W.R.Crowther "A system for broadcast communication: Reservation
R.Rettbert ALOHA"
D.Walden in Proc. 6th Hawaiï Int. Sci. Conf. Jan. 73
S.Ornstein
F.Heart
- [DIA84] M.Diacre "Principaux systèmes de téléphonie mobile cellulaires
analogiques"
L'onde électrique vol 64 n°3 pp 14 - 21 Mai - Juin 84.
- [DUP84] P.Dupuis "Evolution du service mobile terrestre"
B.Ghillebaert L'onde électrique vol 64 n°3 pp 8 - 13 Mai - Juin 84 .
- [FAI85] E.A.Fainberg "Optimal control by the retransmission probability in slotted
Y.A.Kogan ALOHA systems"
A.N.Smirnov North Holland Performance Evaluation 5 pp 85 - 96 1985
- [FAY74] G.Fayolle "The stability problem of broadcast packet switching computer
E.Gelenbe networks"
J.Labetoulle Acta informatica 4 pp 49 - 53, 1974.
D.Bastin
- [FAY75] G.Fayolle "Etude du comportement d'un canal radio partagé entre
plusieurs utilisateurs"
Université Paris VI Dec 75.
- [FAY77] G.Fayolle "Stability and optimal control of the packet switching
E.Gelenbe broadcast channel
J.Labetoulle J.ACM vol 24 pp 375 - 386 July 77
- [HAJ82] B.Hajek "Decentralized dynamic control of a multiaccess broadcast
channel"
IEEE Trans. on Automatic Control vol AC-27 n° 3 June 82

- [HAJ82bis] B.Hajek "Acknowledgement based random access transmission control: An equilibrium analysis"
Proc. IEEE ICC' 82 pp 1.C.1.1 - 1.C.1.7, June 82
- [HAN79] L.W.Hansen "An assigned-slot listen-before transmission protocol for a multiaccess data channel"
M.Schwartz
IEEE Trans. on Comm. vol. COM-27 pp 846-857 June 79
- [HAY78] J.F Hayes "An adaptive technique for local distribution"
IEEE Trans. Comm. vol COM 26 , Aug 78.
- [JAC69] P.E Jackson "A study of multiaccess computer communications"
C.D Stubbs
in 1969 Spring Joint Comput. Conf. AFIPS Conf. Proc.
vol 34 Montvale N J : AFIPS Press 1969 pp 491 - 504.
- [KLE73] L Kleinrock "Packet-switching in a slotted satellite channel"
S.S Lam
Nat. Comput. Conf. AFIPS Conf. Proc. vol 42.
Montvale. N J. AFIPS Press. 1973. pp 703 - 710.
- [KLE75] L Kleinrock "Packet Switching in a Multiaccess Broadcast Channel :
S.S Lam
Performance Evaluation"
IEEE Trans. on Comm. vol COM 23 n°4
pp 410-423 April 75.
- [KLE75bis] L Kleinrock "Packet Switching in Radio Channels : Part I Carrier Sense
F.A Tobagi
Multiple Access Modes and Their Throughput-Delay Characteristics"
IEEE Trans. Comm. vol COM 23 n°1 pp 1400-1416 Dec 75.
- [KLE76] L.Kleinrock "Packet Switching in Radio Channels : Part III Polling and
F.A Tobagi
(dynamic) split channel reservation multiple access"
IEEE Trans. Comm. vol COM 24 pp 832 - 845, Aug 76.

- [KLE77] L.Kleinrock M.Scholl "Packet switching in radio channels: New conflict-free multiple access schemes for a small number of data users" in ICC' Conf. Proc. Chicago, IL, pp 22.1-105 - 22.1-111 June 77
- [KUM84] P.R.S.Kumar L.Merakos "Distributed of broadcast channels with acknowledgement feedback: Stability and performance" in Proc. IEEE Control and Decision Conference Las Vegas, Dec 84
- [LAM75] S.S.Lam L.Kleinrock "Packet switching in a multiaccess broadcast channel: Dynamic control procedures" IEEE Trans. on Comm. vol COM-23 n° 9 pp 891-904 Sept 75
- [LAM77] S.S Lam "Delay analysis of Time Division Multiple Access (TDMA) channel" IEEE Trans. Comm. vol COM 25, dec 77.
- [LAM84] J.Lamy "Télécommunication avec les mobiles" L'onde électrique vol 64 n° 3 pp 54 - 58 Mai - Juin 84 .
- [LEE86] W.C.Y Lee "Elements of Cellular Mobile Radio Systems" IEEE Trans. on Vehicular Technology vol VT 35 n° 2 pp 48 - 56, May 86
- [MAS81] J.L.Massey "Collision-resolution algorithms and random-access communications" in Multi-User Communications, G.Longo Ed. New York, Springer-Verlag, 1981
- [MET76] R.M Metcalfe D.R Boggs "ETHERNET : Distributed packet switching for local computer networks" Commun. Ass. Comput. Mach. vol 19 pp 395 - 403, 1976.

- [MOU84] M.Mouly
D.Verhulst "Etude comparative de quelques protocoles d'accès multiple pour les systèmes radio mobiles"
L'onde électrique vol 64 n°3 pp 22 - 28 Mai - Juin 84.
- [OET83] J.Oetting "Cellular mobile radio - An emerging technology"
IEEE Commun. Magazine vol 21 n°8 pp 10 - 15 Nov 83.
- [OND87] "Radiocommunications civiles avec les mobiles"
L'onde électrique vol. 67 n°4-5 pp 14-24 Juillet-Septembre 87
- [PUJ82] G.Pujolle "La télématique: Réseaux et applications" Eds Eyrolles 1982.
- [ROB72] L.G Roberts "ALOHA Packet system with and without Slots and Capture"
ARPANET Satellite System note 8 NIC Document n°11290
Stanford Research Institute. June 26 1972.
- [ROB73] L.G Roberts "The ARPA Network"
Computer Communication Networks, édité par N. Abramson
F.F Kuo, Prentice Hall 1973.
- [ROB73bis] L.G Roberts "Dynamic allocation of satellite capacity through packet reservation"
National Computer Conference New York 4-8 Juin 1973
AFIPS Conference Proceedings vol 42 pp 711- 716, 1973
- [ROB74] L.G Roberts "Data by the packet"
IEEE Spectrum vol 11 pp 46 - 51, Fev 74.
- [SER79] D.Seret
C.Macchi "Contrôle adaptatif d'un réseau à diffusion de paquets"
Flow control in computer networks (Versailles 1979)
J.L.Grangé and M.Gien Eds New York
IFIP North Holland, 1979

- [STJ85] J.E.Stjernvall "Calculation of capacity and co-channel interference in a cellular system"
Nordic seminar on digital land mobile radiocommunications
Espoo, Finland, pp 209-217 5-7 February 1985
- [TOB75] F.A.Tobagi "Packet Switching in Radio Channels : Part II - The Midden
L. Kleinrock Terminal Problem in carrier Sense Multiple Access and the
Busy Tone Solution "
IEEE Trans. Comm. vol COM 23 pp 1417 - 1433, Dec 75.
- [TOB80] F.A Tobagi "Multiaccess protocols in Packet Communication Systems"
IEEE Trans. Comm. vol COM 28 n° 4 pp 468-488, April 80.
- [TOB82] F.A Tobagi "Distribution of Packet Delay and Interdeparture Time in
Slotted ALOHA and Carrier Sense Multiple Access"
J.ACM vol 29 pp 907 - 927 , 1982.
- [TSY78] B.S.Tsybakov "Slotted multiaccess packet-broadcasting feedback channel"
U.A.Mikhailov Problemy Peredachi Informatsii, vol. AC-24, Oct. 79
- [VER84] D.Verhulst "Slow frequency hopping multiple access for digital cellular
M.Mouly radiotelephone"
J.Szpirglas IEEE Journal on Selected Areas in Communications
vol SAC - 2 n°4 pp 563 - 573 , July 84.

DEUXIEME PARTIE

Introduction

Cette Deuxième partie est consacrée à la modélisation des protocoles d'établissement de communication du système Radiocom 2000, élaboré par Matra Télécommunications sous le nom de projet, Radio Téléphone Automatique (RTA).

Radiocom 2000 est un réseau radiotéléphonique de type cellulaire. Le rayon de couverture de chaque cellule varie de 15 à 30 km suivant la topologie du terrain. Il a été estimé que la couverture de 85 % du territoire métropolitain prévue pour 1990, permettrait de desservir pratiquement toute la population française. Cette couverture peut être obtenue avec moins de 500 relais. La taille de ces cellules a été d'autre part jugée suffisamment importante pour que le maintien d'une communication en cas de changement de cellule n'ait pas été pris en charge, du moins dans une version initiale.

Notons enfin, que chaque cellule est gérée par un centre radiotéléphonique (cf III 3 première partie) au centre de rattachement, que nous qualifierons également, dans la suite de cette deuxième partie, de "relais". Ce fait n'est pas général, et dans des réseaux où les cellules sont plus petites, chaque centre gère plusieurs cellules (une dizaine pour le réseau AMPS expérimenté à Chicago en 1980 [BLE80]).

La modélisation du système RTA a été réalisée en utilisant une méthode de modélisation en deux phases, inspirée des techniques d'agrégation. Ces méthodes consistent à diviser un système en un certain nombre de sous systèmes tels que chacun d'entre eux puisse être étudié dans une première phase, en prenant le moins possible en compte ses relations avec les autres, et que le système global comprenant toutes les relations entre sous systèmes soit ensuite étudié dans la deuxième phase sans tenir compte de leur fonctionnement interne.

Dans le chapitre I, qui présente cette méthode de modélisation en deux phases, l'étude des interactions entre les différents relais montre qu'il est au préalable nécessaire de connaître le nombre moyen de mobiles dans chacune des zones de couverture des relais.

Pour cela un modèle markovien des déplacements est introduit dans le chapitre II. Le système linéaire qui en découle, pouvant être de taille importante, nous proposons pour le résoudre, d'utiliser une méthode itérative d'agrégation / désagrégation que nous comparons à la méthode de Courtois.

Le chapitre III correspond à la première phase de la modélisation. il s'agit de la simulation du fonctionnement interne du relais. Pour pouvoir réaliser cette simulation, il a été nécessaire de donner une valeur arbitraire aux paramètres du programme de simulation correspondant à l'influence des autres relais. Des résultats sont donnés concernant les probabilités d'échec des communications sur les VBM et VBD, et les délais d'exécution des différents protocoles gérés par le relais.

Chapitre I :

Le problème de la modélisation d'un réseau

radiotéléphonique cellulaire

I.1 Modélisation en deux phases

Nous considérons dans cette deuxième partie le problème de l'évaluation des performances d'un système complexe constitué par un certain nombre de sous-systèmes identiques dont les interactions mettent en jeu un nombre restreint de paramètres de fonctionnement interne de chaque sous-système. Cette dernière considération nous a suggéré l'approche suivante inspirée des méthodes d'agrégation présentée par P.J Courtois en [COU77], et que nous qualifions de modélisations en deux phases :

- La première phase consiste à décomposer le système en constituants élémentaires dont on peut analyser et modéliser le comportement. Au cours de cette modélisation, les paramètres d'entrée dépendant des autres constituants élémentaires doivent être fixés à une valeur arbitraire.

- La seconde phase consiste à répertorier les relations qui existent entre ces constituants pour ensuite effectuer une étude du modèle global dans laquelle les sous systèmes sont représentés par des modèles simplifiés déduits de l'étude préalable. Ces modèles simplifiés apparaissent alors simplement comme des "boîtes noires" qui agissent uniquement sur les paramètres dépendant des relations entre les différents sous-systèmes.

Au cours de cette deuxième phase, les paramètres dépendants des relations entre constituants élémentaires peuvent être affinés et réutilisés dans la première phase pour obtenir une évaluation plus précise du fonctionnement interne de chaque constituant dans le système global. Ainsi une itération de ces deux phases menée jusqu'à convergence représente une solution à la modélisation de tels systèmes, prenant en compte à la fois les interactions entre les sous systèmes et le fonctionnement interne de chacun d'entre eux.

I 2 Application au cas d'un réseau radiotéléphonique cellulaire : le système Radiocom 2000

I 2.1 Description du réseau

Les réseaux radioélectriques cellulaires rentrent dans le cadre des systèmes décrits ci dessus. Chaque constituant élémentaire correspond à un centre de rattachement radiotéléphonique ou relais, qui gère toutes les stations mobiles inscrites sous son nom, et qui assure le bon déroulement des communications en exécutant tous les protocoles nécessaires: inscription, demande d'établissement de communications, changement de cellule en cours de communication, etc...

Rappelons brièvement la description (cf première partie II 3.1) des différents rôles que peut jouer un centre de rattachement pour un mobile :

- On appelle centre de rattachement effectif (CRE) d'un mobile, le centre dans la zone de couverture duquel se déplace ce mobile. Ce centre maintient un fichier temporaire sur tous les mobiles circulant dans sa zone, pour une durée égale au temps de séjour de ce mobile dans cette zone.

- Le centre de rattachement nominal (CRN) d'un mobile est le centre sous lequel celui ci est enregistré. Il dispose, dans une base de données, d'informations, le concernant, et en particulier sa position, c'est à dire le CRE sous lequel il se trouve. De même ce CRE, connaît les CRN de toutes les stations mobiles qui se trouvent dans sa zone.

- Le centre de rattachement arrivé, CRA, correspond au centre sur lequel arrive les appels en provenance du réseau téléphonique commuté public (RTCP). Pour que ce CRA soit toujours le CRE du mobile demandé, il faudrait que le RTCP se charge d'interroger le CRN du mobile (connu grâce à son numéro d'abonné), et de réacheminer l'appel vers le CRE. Ceci n'étant actuellement pas le cas, ce CRA peut être, soit le CRN, comme pour le système Radiocom 2000, soit le centre de rattachement radiotéléphonique le plus proche du commutateur de l'abonné demandeur.

Chaque centre de rattachement radiotéléphonique gère un certain nombre de cellules. Dans chaque cellule, une station de base, reliée par ligne téléphonique au centre radiotéléphonique, communique avec les stations mobiles par l'intermédiaire des voies de signalisation, la voie balise montante (VBM) dans le sens mobile vers station de base, et la voie balise descendante (VBD) dans le sens contraire (cf III 1 première partie).

I 2.2 Modélisation du réseau

Le but de cette modélisation est d'évaluer les performances des voies de signalisation radiotéléphoniques VBM et VBD, utilisées au niveau de chaque cellule, par les stations mobiles. Nous n'aborderons donc pas le problème de la modélisation des différents canaux de trafic (cf III 1 première partie), ni de celle des lignes téléphoniques supposées parfaitement fiables, reliant les stations de base aux autres centres radiotéléphoniques.

Dans le système Radiocom 2000, ces voies de signalisation ne sont utilisées que pour les protocoles d'inscription et pour les protocoles d'établissement de communication, les protocoles de maintien de communication en cas de changement de cellule ("hand off" ou "hand over") n'étant pas pris en charge par la version actuelle. Par conséquent, pour un taux d'appel donné par mobile et par unité de temps, la charge de ces voies de signalisation dépend du type de protocoles d'établissement de communication et donc du type de communication demandée. Nous distinguerons deux types de communications:

- Les communications monorelais, qui ne font intervenir qu'un seul centre radiotéléphonique ou relais (par exemple l'appel d'un mobile qui se trouve sous le même relais que le demandeur). L'évaluation de la charge des voies de signalisation due uniquement aux protocoles de demande de communication monorelais peut donc être faite de manière complète en effectuant l'étude d'un seul relais.

- Les communications multirelais font intervenir deux ou plusieurs relais. Cependant comme nous le verrons au chapitre III où les protocoles d'établissement des communications sont présentés, ceux ci, dans le cas de communications multirelais, ne font intervenir les voies radioélectriques de signalisation que de deux relais seulement: celui dans lequel se trouve le mobile demandeur et celui dans lequel se trouve le mobile demandé. Nous pouvons donc dans un protocole d'établissement d'une communication entre un mobile M_i d'un relais R_i et un mobile M_j d'un relais R_j distinguer au moins 6 phases illustrées sur la figure I 1 ci dessous:

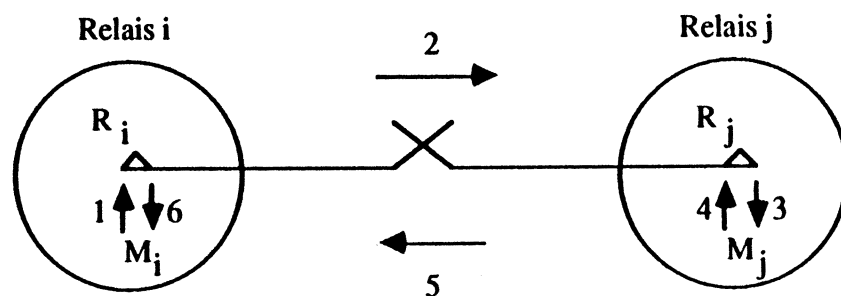


Figure I 1

Un protocole d'établissement de communication multirelais

phase 1 : Appel du relais R_j par le mobile M_i sur la VBM de ce relais.

phase 2 : Appel du relais R_j par le relais R_i par voie téléphonique.

phase 3 : Appel du mobile M_j par le relais R_j sur la VBD de ce relais.

phase 4 : Réponse du mobile M_j au relais R_j sur la VBM de ce relais.

phase 5 : Réponse du relais R_j au relais R_i par voie téléphonique.

phase 6 : Réponse du relais R_i au mobile M_i par la VBD du relais R_i .

Ce protocole est évidemment simplifié, cependant tous les protocoles existants n'utilisent pas d'autres voies de signalisation radioélectriques. Nous utiliserons donc cet exemple pour mettre en évidence les interactions entre relais.

Lorsqu'on étudie un seul relais, un tel protocole ne peut pas être modélisé dans sa totalité. En effet, un tel protocole, que nous pouvons désigner par p , devra être divisé en deux "sous protocoles" p_1 et p_2 , p_1 correspondant aux phases 1 et 6 et p_2 aux phases 3 et 4. Les phases 2 et 5 n'étant pas prises en compte par notre étude, elles sont remplacées dans le protocole p_1 par des délais constants.

Dans le chapitre III, où les différents protocoles sont présentés, p_1 serait qualifié de protocole multirelais départ et p_2 de protocole multirelais arrivé. Dans notre étude, ces deux "sous-protocoles" peuvent être totalement découplés, dans la mesure où, comme nous le verrons ci dessous, chaque relais peut être amené à exécuter l'un ou l'autre suivant des taux indépendants:

Notons τ_{ij} le taux partiel, par mobile, d'appels d'un relais i vers un relais j .

Notons p_{em}^k et p_{ed}^k les probabilités d'échec des communications respectivement sur la VBM et sur la VBD d'un relais R_k .

Notons enfin N_k le nombre moyen de mobiles dans la zone couverte par le relais R_k .

Les taux d'appel des protocoles p_1 et p_2 dans le relais R_i que nous noterons $\lambda^i(p_1)$ et $\lambda^i(p_2)$ peuvent s'exprimer de la manière suivante:

$$\lambda^i(p_1) = N_i \sum_{j \neq i} N_j \tau_{ij}$$

$$\lambda^i(p_2) = N_i \sum_{j \neq i} N_j \tau_{ji} [1 - p_{em}^j]$$

En conséquence les taux d'appels des protocoles de type multirelais arrivées dépendent des performances réalisées par les autres relais.

De même, le déroulement du sous protocole p_1 n'est pas indépendant des performances des autres relais : en effet si on décompose encore p_1 en deux autres sous protocoles p_{11} et p_{12} correspondant respectivement aux phases 1 et 6 décrites ci dessus, les taux d'appel de chacun d'entre eux ne seront pas égaux :

$$\lambda^i(p_{11}) = \lambda^i(p_1) = N_i \sum_{j \neq i} N_j \tau_{ij}$$

$$\lambda^i(p_{12}) = N_i \sum_{j \neq i} N_j \tau_{ji} [1 - p_{ed}^j] [1 - p_{em}^j]$$

Ceci signifie que le protocole p_1 , même si son taux d'appel ne dépend pas des autres relais peut être interrompu avec une probabilité $1 - \frac{\lambda^i(p_{12})}{\lambda^i(p_{11})}$ qui dépend des performances des autres relais. D'autre part son temps d'exécution est fonction des temps d'exécution des protocoles p_2 correspondant dans les autres relais.

Remarques:

1°) Dans cet exemple simplifié, nous avons supposé les relais et lignes téléphoniques parfaitement fiables.

2°) Chaque relais doit assurer l'exécution d'un protocole d'inscription. Le taux d'appel de ce protocole est $\lambda^i(\text{inscription}) = \sum_{j \neq i} \lambda_{ji}$, où λ_{ji} désigne le taux moyen de sortie de la zone couverte par le relais j vers la zone couverte par le relais i .

La modélisation d'un tel réseau est abordée suivant la méthode en deux phases présentée en I 1. Toutefois, il est nécessaire au préalable, d'avoir une estimation des nombres moyens de mobiles dans la zone couverte par chaque relais. Pour cela nous étudions, au chapitre II un modèle des déplacements permettant à partir des taux de sortie partiels λ_{ij} , de connaître ces nombres moyens. Cette étude nous conduit à la résolution d'un système linéaire dont la taille est égale au nombre de relais. Un exemple portant sur 88 zones a été résolu en utilisant deux méthodes d'agrégation dont nous avons comparé les performances.

Au chapitre III est présentée la première phase de la modélisation : Une simulation des voies de signalisation d'un relais est effectuée. Pour ce programme de simulation, certains paramètres qui dépendent d'autres relais, comme les taux d'appels des protocoles multirelais arrivée, les délais d'attente de réponse du mobile demandé, dans les protocoles multirelais départ, doivent être fixés de manière arbitraire. Les résultats fournis concernent d'une part les probabilités d'échec des communications sur ces voies, et d'autre part les temps moyens d'exécution des différents protocoles.

Le chapitre IV montre comment la seconde phase de cette modélisation permet d'affiner les paramètres utilisés dans la simulation d'un relais et propose une itération de ces deux phases qui permette finalement de modéliser l'ensemble du système.

Chapitre II:

Etude d'un modèle des déplacements

II.1 Le Modèle

Soient N le nombre de mobiles, Z le nombre de zones, Z_i ces zones ($i \in \{1, \dots, Z\}$). On fera l'hypothèse que la loi des temps entre deux sorties de zone est exponentielle.

Pour chaque zone Z_i on connaît, pour un véhicule donné :

- le taux de sortie global λ_i et $\lambda = \sum_{i=1}^Z \lambda_i$
- le taux de sortie partiel vers les autres zones Z_j ($j \neq i$) : λ_{ij} .

Si on note P_{ij} , la probabilité pour qu'un mobile qui sort de la zone Z_i aille dans la zone Z_j ($i \neq j$), on obtient aussi :

$$\lambda_i * P_{ij} = \lambda_{ij} \text{ et on a } \sum_{j \neq i} \lambda_{ij} = \lambda_i .$$

Les valeurs recherchées sont celles des N_i ($i \in \{1, \dots, Z\}$) : nombres moyens de mobiles appartenant à chacune des zones dans l'état stationnaire (on émet l'hypothèse qu'il existe).

La probabilité pour qu'un mobile appartienne à la zone Z_j est $P_j = \frac{N_j}{N}$.

Pour connaître N_j , il suffit de connaître P_j .

Notons :

- $P(j, t)$, la probabilité pour qu'un mobile soit dans Z_j à l'instant t .

- $P(j, t+dt / i, t)$, la probabilité pour qu'un mobile soit dans Z_j à l'instant $t+dt$ sachant qu'il était dans Z_i à l'instant t .

On a alors : $\forall j \in \{1 \dots Z\}$,

$$\begin{aligned} P(j, t+dt) &= \sum_{i=1}^Z P(j, t+dt / i, t) * P(i, t) \\ &= \sum_{i \neq j} P(j, t+dt / i, t) * P(i, t) + P(j, t+dt / j, t) * P(j, t) \end{aligned}$$

$$\text{Or } P(j, t+dt / j, t) = 1 - \sum_{i \neq j} P(i, t+dt / j, t)$$

On en déduit l'équation de Chapman - Kolmogorov :

$$P(j, t+dt) = \sum_{i \neq j} P(j, t+dt / i, t) * P(i, t) + \left(1 - \sum_{i \neq j} P(i, t+dt / j, t)\right) * P(j, t)$$

On a par définition des taux de sorties :

$$\text{pour } i \neq j \quad \lim_{dt \rightarrow 0} \frac{P(j, t+dt / i, t)}{dt} = \lambda_{ij} = \lambda_i * P_{ij}$$

d'où :

$$\lim_{dt \rightarrow 0} \frac{P(j, t+dt) - P(j, t)}{dt} = \sum_{i \neq j} \lambda_{ij} * P(i, t) - \left(\sum_{i \neq j} \lambda_{ji}\right) * P(j, t)$$

L'hypothèse de l'existence de l'état stationnaire implique que

$$\lim_{t \rightarrow +\infty} P'(j, t) = 0$$

$$\lim_{t \rightarrow +\infty} P(j, t) = P_j$$

On obtient alors : $\forall j \in \{1 \dots Z\} \quad \sum_{i \neq j} \lambda_i P_{ij} P_i - \lambda_j P_j = 0$

ou encore : $\forall j \in \{1 \dots Z\} \quad \sum_{i \neq j} \left(\frac{\lambda_i}{\lambda} P_{ij} P_i \right) - \lambda_j P_j = 0 \quad (S)$

avec en plus : $\sum_{i=1}^Z P_i = 1.$

Soit A la matrice $(Z * Z)$ définie par :

$$\left\{ \begin{array}{l} a_{jj} = 1 - \frac{\lambda_j}{\lambda} \\ a_{ij} = \frac{\lambda_{ij}}{\lambda}, i \neq j \end{array} \right., \text{ c'est à dire } A = \begin{pmatrix} 1 - \frac{\lambda_1}{\lambda} & \frac{\lambda_{12}}{\lambda} & \dots & \dots & \frac{\lambda_{1Z}}{\lambda} \\ \frac{\lambda_{21}}{\lambda} & 1 - \frac{\lambda_2}{\lambda} & \dots & \dots & \frac{\lambda_{2Z}}{\lambda} \\ & & \ddots & & \\ \frac{\lambda_{Z1}}{\lambda} & \frac{\lambda_{Z2}}{\lambda} & \dots & \dots & 1 - \frac{\lambda_Z}{\lambda} \end{pmatrix}$$

Le système (S) peut donc s'écrire: $PA = P \quad (S)$

On remarque que A est une matrice carrée non négative ($\forall i, j \lambda_{ij} \geq 0$) et stochastique (la somme des termes de chaque ligne vaut 1). Supposons que A est irréductible (non diagonalisable par blocs).

Le théorème de Perron-Frobenius permet de conclure que la plus grande valeur propre de A en module est une valeur propre simple. A étant stochastique cette valeur est 1. Il existe donc un vecteur propre $P = (p_1, \dots, p_Z)$

$$PA = P \text{ et } \|P\| = \sum_{i=1}^Z p_i = 1.$$

P est donc solution du système (S).

II 2 Les méthodes d'agrégation

II 2.1 Système presque complètement décomposables et agrégation de variables.

Un système sera dit complètement décomposable si les variables de ce système peuvent être regroupées de manière telle qu'il n'existe aucune relation entre des variables de groupes différents. Cependant, dans les domaines variés (économie, physique, modélisation de système informatiques...), l'étude de structures complexes constituées de sous ensembles interagissant de manière relativement faible, fournit des systèmes linéaires dit presque complètement décomposables.

Le système (S) auquel aboutit l'étude du modèle des déplacements correspond à ce cas de figure, et par conséquent la matrice A , qui est stochastique et irréductible (parce que le graphe des transitions est connexe) peut également être qualifiée de presque complètement décomposable. Ceci veut dire que cette matrice, par permutation de lignes et de colonnes, peut être exprimée sous la forme d'une matrice de $m \times m$ blocs A_{IJ} , où les blocs A_{II} sont carrés, et où les éléments des blocs non diagonaux A_{IJ} , pour $I \neq J$ sont petits par rapport à ceux des blocs diagonaux A_{II} , $I = 1, \dots, m$.

$$A = \begin{pmatrix} A_{11} & A_{12} & \cdot & \cdot & \cdot & A_{1m} \\ A_{21} & A_{22} & \cdot & \cdot & \cdot & A_{2m} \\ & & & & & \\ & & & & & \\ & & & & & \\ A_{m1} & A_{m2} & \cdot & \cdot & \cdot & A_{mm} \end{pmatrix}$$

Les blocs A_{II} étant carrés, la partition réalisée sur les lignes est la même que celle réalisée sur les colonnes. Cette partition sera notée $\{ \Omega(1), \Omega(2), \dots, \Omega(m) \}$, où $\Omega(I)$ contient les indices des lignes (ou des colonnes) des éléments du bloc A_{II} .

Nous avons choisi de résoudre ce problème en utilisant des méthodes d'agrégation, car celles-ci s'appliquent tout particulièrement aux systèmes presque complètement décomposables et permettent de remplacer un problème de grande taille, par $m+1$ problème de taille moindre, où m représente le nombre de blocs de la matrice presque complètement décomposable. Une méthode itérative d'agrégation / désagrégation présentée par F Chatelin en [CHA84] a été utilisée. Une comparaison avec la méthode de Courtois [COU77] a montré qu'à temps de calcul égal, l'erreur estimée est inférieure pour la méthode itérative, et que de plus, cette dernière ne dépend pas de la décomposition adoptée pour la matrice A .

Notations

Par la suite nous noterons :

$$- \forall x \in \mathbb{R}^n, \|x\|_1 = \sum_{i=1}^n x_i$$

- Π_n , le vecteur ligne de $\mathbb{R}^n$ dont tous les éléments sont égaux à 1.

II 2.2 La méthode de Courtois [COU77]

Cette méthode consiste à construire, à partir de A , une matrice A^* stochastique et diagonalisable en m blocs A_i^* , en effectuant l'algorithme suivant :

Pour chaque bloc A_{II} de la matrice A faire :

Sur chaque ligne $i \in \Omega(I)$, de ce bloc, répartir la somme de tous les termes de cette ligne, extérieurs au bloc A_{II} , sur tous les termes de cette ligne, à l'intérieur du bloc A_{II} .

On a alors $A = A^* + \epsilon C$. C est une matrice du même ordre que A^* , et dont la somme des éléments des lignes est nulle car A^* est stochastique, ainsi que chacun de ses blocs A_I^* , $I \in \{1, \dots, m\}$.

$\varepsilon = \max_{I, i \in \Omega(I)} \left(\sum_{J \neq I} \sum_{j \in \Omega(J)} C_{ij} \right)$ est petit et représente les interactions entre les sous systèmes [COU77].

Chaque bloc A_I^* représente une matrice de transition à l'intérieur du sous système représenté par le bloc A_{II} de la matrice A . Les vecteurs d'états π_I^* de chaque bloc A_I^* existent, car chaque bloc A_I^* est stochastique et irréductible. Ils peuvent donc être calculés en résolvant chacun des sous systèmes $\pi_I^* A_I^* = \pi_I^*$. On normalise chaque bloc en

$$\text{prenant } \bar{\pi}_I^* = \frac{\pi_I^*}{\|\pi_I^*\|_1}$$

Une solution, normalisée par blocs, est construite à partir des $\bar{\pi}_I^*$:

$$\bar{\pi} = (\bar{\pi}_1^*, \bar{\pi}_2^*, \dots, \bar{\pi}_m^*).$$

On construit une matrice P^A , carrée de taille $m \times m$, telle que:

$$P_{IJ}^A = \bar{\pi}_I^* A_{IJ} \Pi_m^t = \sum_{j \in \Omega(J)} \sum_{i \in \Omega(I)} \bar{\pi}_i A_{ij}, \text{ qui est donc stochastique.}$$

Cette matrice agrégée peut être interprétée comme la matrice des probabilités de transition d'un sous système à un autre. Un vecteur d'état ω , dont chaque coordonnée ω_i correspond à la probabilité d'être dans le sous système représenté par le bloc A_{II} , peut être calculé en résolvant le système $\omega P^A = \omega$. Le vecteur ω est ensuite normalisé en prenant

$$\bar{\omega} = \frac{\omega}{\|\omega\|_1}$$

La solution du système (S) est finalement $\bar{u} = (\bar{\omega}_1 \bar{\pi}_1^*, \bar{\omega}_2 \bar{\pi}_2^*, \dots, \bar{\omega}_m \bar{\pi}_m^*)$.

En [COU81], P.J Courtois montre que le résidu $\|\bar{u}A - \bar{u}\|_1$ est en $O(\epsilon)$.

Aucune borne n'a pu, à ce jour, être trouvée pour la constante de proportionnalité, mais il est vérifié expérimentalement que cette constante dépend fortement du choix de la décomposition en bloc pour la matrice A.

L'algorithme de la méthode de Courtois est finalement le suivant :

```

A := matrice du système ;
m := nombre de blocs;
pour i := 1 jusqu'à m faire
    début
        calcul des  $A_i^*$ ;

        calcul des  $\pi_i^*$ 
    fin;
calcul de  $PA$ ;
calcul de  $\omega$  ;
calcul de  $\bar{u}$ .

```

$\bar{u}$ est la solution approchée du système.

II 2.3 La méthode d'agrégation / désagrégation de Chatelin [CHA84]

Il s'agit d'une méthode itérative qui diffère de la méthode de Courtois essentiellement au niveau du calcul de $\bar{\pi}$. Pour la méthode de Courtois, ce vecteur est calculé en résolvant m sous systèmes de taille plus petite. Pour cette méthode ce vecteur est calculé en utilisant la méthode de puissance.

Soit $\bar{\pi}_0 = \frac{1}{Z} 1I_Z$. En appliquant la méthode de la puissance, on a $\bar{\pi}_{k+1} = \bar{\pi}_k A$, et donc,

après K itérations de la méthode de la puissance : $\bar{\pi} = \bar{\pi}_0 A^K$, avec $\|\bar{\pi}\|_1 = 1$, car $\|\bar{\pi}_0\|_1 = 1$, et A est stochastique.

A partir de $\bar{\pi}$, on calcule une matrice $m \times m$, P^A , telle que
$$P_{ij}^A = \frac{\sum_{j \in \Omega(J)} \sum_{i \in \Omega(I)} \bar{\pi}_i A_{ij}}{\sum_{j \in \Omega(J)} \bar{\pi}_j}$$

Pour que P^A soit stochastique, on divise tous les termes de chaque ligne par $\sum_{j \in \Omega(j)} \bar{\pi}_j$.

Le calcul de la solution agrégée se fait de la même manière que pour la méthode de Courtois:

On résoud le système $\omega P^A = \omega$, et on prend la solution normalisée $\bar{\omega}$.

On calcule enfin une nouvelle solution $\bar{u}$ telle que : $\bar{u}_i = \bar{\omega}_i \bar{\pi}_i$ avec $i \in \Omega(i)$, et on réitère cette méthode en reprenant $\bar{u}$ pour nouvelle valeur de $\bar{\pi}$.

Remarque

Il n'existe, pour cette méthode aucun calcul théorique de la borne d'erreur.

L'algorithme pour la méthode d'agrégation / désagrégation est finalement le suivant :

ϵ := précision désirée ;

A := matrice du système ;

x_0 := vecteur initial ;

K := nombre d'itérations de la puissance ;

répéter

début

pour $k := 1$ jusqu'à K faire $x_0 := Ax_0$;

calcul de la matrice $P^A(x_0)$;

calcul du vecteur $\bar{u}$;

$x_0 := \bar{u}$;

fin

jusqu'à $\|\bar{u}A - \bar{u}\|_1 < \epsilon$

$\bar{u}$ est la solution approchée du système .

On a pris $K = 10$.

II 3 Résultats

Nous avons expérimenté ces deux méthodes [HOU85], sur un exemple constitué par 88 relais, représenté sur la figure II 1 en page 90. La matrice de transition A est représentée sur la figure II 2 en page 91. Quatre agrégats apparaissent de manière très visible. On considère que chaque relais a des voisins proches, vers lesquels les taux de sortie sont égaux à $2 / 9 \lambda_e$, et des voisins éloignés vers lesquels les taux de sortie sont égaux à $1 / 60 \lambda_e$, où λ_e est le taux moyen de sortie par mobile et par unité de temps. Le vecteur d'état P est donné en annexe II 1.

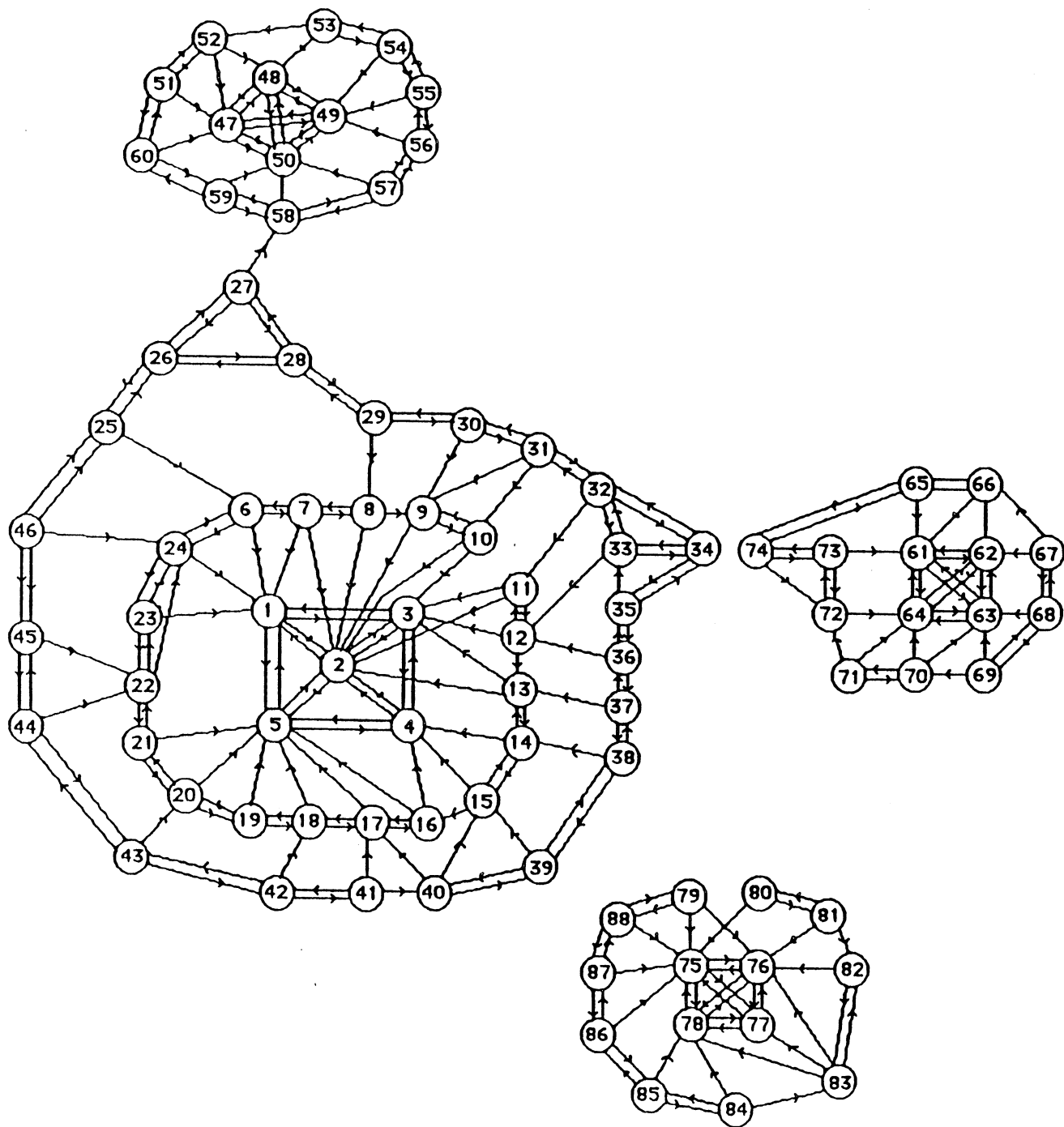
Les deux méthodes ont été appliquées en utilisant deux décompositions en blocs de la matrice A :

La première est une décomposition en quatre blocs correspondants aux quatre agrégats visibles sur les figures II 1 et II 2 page 90 et 91: $m = 4$.

La seconde est une décomposition quelconque en six blocs: $m = 6$.

Pour les deux paragraphes II 3.1 et II 3.2 nous conservons les notations utilisées en II 2.2 et II 2.3, et nous désignons par Φ la solution approchée du problème $x A = x$, avec $|x|_1 = 1$, obtenue par itération de la méthode de la puissance, et telle que:

$$|\Phi A - \Phi|_1 = 8.07 \cdot 10^{-15}.$$



Les flèches représentent les flux entre voisins proches

Figure II 1

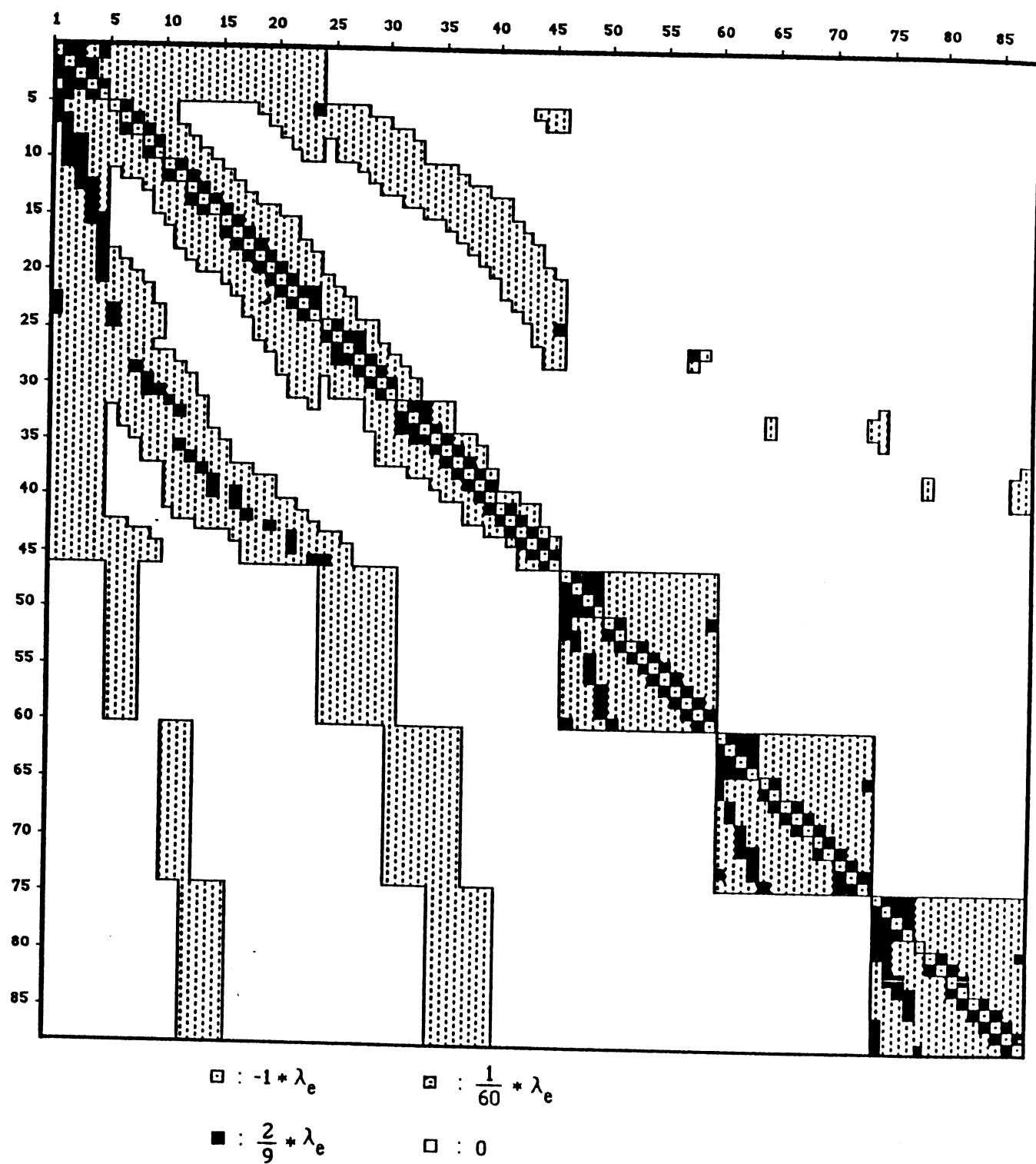


Figure II 2 : La matrice A

II 3.1 Résultats pour $m = 4$ (cf figure II 3 page 93)

Pour la méthode de Courtois, on obtient les résultats suivants :

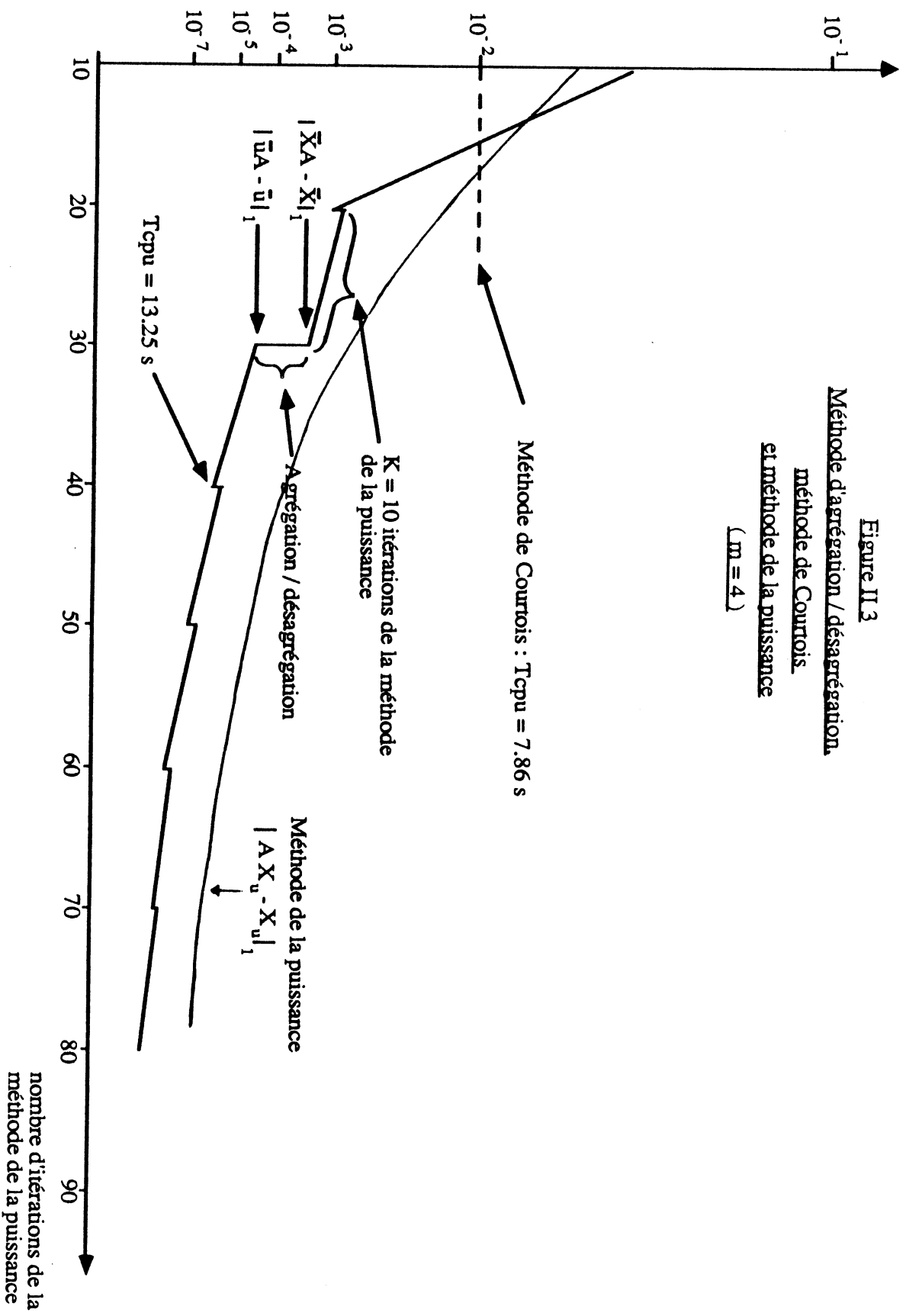
$$\|\bar{u}A - \bar{u}\|_1 = 1.24 \cdot 10^{-2} \text{ et } \|\Phi - \bar{u}\|_1 = 2.23 \cdot 10^{-2}.$$

Le temps de calcul de $\bar{u}$ est 7.86 cpu.

Pour la méthode de la puissance, on prend $K = 10$ (K est le nombre d'itérations de la puissance que l'on fait entre deux calculs de $\bar{u}$). Les valeurs de $\bar{X}$ données dans le tableau suivant, correspondent à la solution obtenue à chaque fois que l'on fait $K = 10$ itérations de la méthode de la puissance : $\bar{X} = A^{10} \bar{\pi}$. La solution $\bar{u}$ est donc à chaque fois calculée avec la valeur de $\bar{X}$. Sur la dernière ligne du tableau est donné le résidu calculé avec le vecteur X_u obtenu en faisant le même nombre d'itérations de méthode de la puissance, mais sans agrégation / désagrégation. Le temps de calcul nécessaire pour effectuer 4 boucles de l'algorithme, avec $K = 10$ itérations de la méthode de la puissance dans chaque boucle, est de 13.25 cpu. On a alors $\|\bar{u}A - \bar{u}\|_1 = 1.75 \cdot 10^{-6}$ et $\|\Phi - \bar{u}\|_1 = 4.58 \cdot 10^{-6}$.

nb itérations	$\ \Phi - \bar{X}\ _1$	$\ \Phi - \bar{u}\ _1$	$\ \bar{X}A - \bar{X}\ _1$	$\ \bar{u}A - \bar{u}\ _1$	$\ X_u A - X_u\ _1$
10	$2.10 \cdot 10^{-1}$	$1.07 \cdot 10^{-1}$	$3.28 \cdot 10^{-2}$	$3.95 \cdot 10^{-2}$	$3.28 \cdot 10^{-2}$
20	$5.86 \cdot 10^{-3}$	$3.80 \cdot 10^{-3}$	$1.04 \cdot 10^{-3}$	$1.49 \cdot 10^{-3}$	$5.98 \cdot 10^{-3}$
30	$1.92 \cdot 10^{-4}$	$1.29 \cdot 10^{-4}$	$3.44 \cdot 10^{-4}$	$5.01 \cdot 10^{-5}$	$1.07 \cdot 10^{-3}$
40	$6.73 \cdot 10^{-6}$	$4.58 \cdot 10^{-6}$	$1.21 \cdot 10^{-6}$	$1.75 \cdot 10^{-6}$	$1.94 \cdot 10^{-4}$
50	$2.53 \cdot 10^{-7}$	$1.74 \cdot 10^{-7}$	$4.54 \cdot 10^{-8}$	$6.51 \cdot 10^{-8}$	$3.51 \cdot 10^{-5}$
60	$1.01 \cdot 10^{-8}$	$7.10 \cdot 10^{-9}$	$1.82 \cdot 10^{-9}$	$2.57 \cdot 10^{-9}$	$6.34 \cdot 10^{-6}$
70	$4.31 \cdot 10^{-10}$	$3.05 \cdot 10^{-10}$	$7.74 \cdot 10^{-11}$	$1.08 \cdot 10^{-10}$	$1.14 \cdot 10^{-6}$
80	$1.90 \cdot 10^{-11}$	$1.35 \cdot 10^{-11}$	$3.43 \cdot 10^{-13}$	$4.76 \cdot 10^{-12}$	$2.07 \cdot 10^{-7}$

Figure II.3
Méthode d'agrégation / désagrégation,
méthode de Courtois,
et méthode de la puissance
($m = 4$)



II 3.2 Résultats pour $m = 6$ (cf figure II 4 page 95)

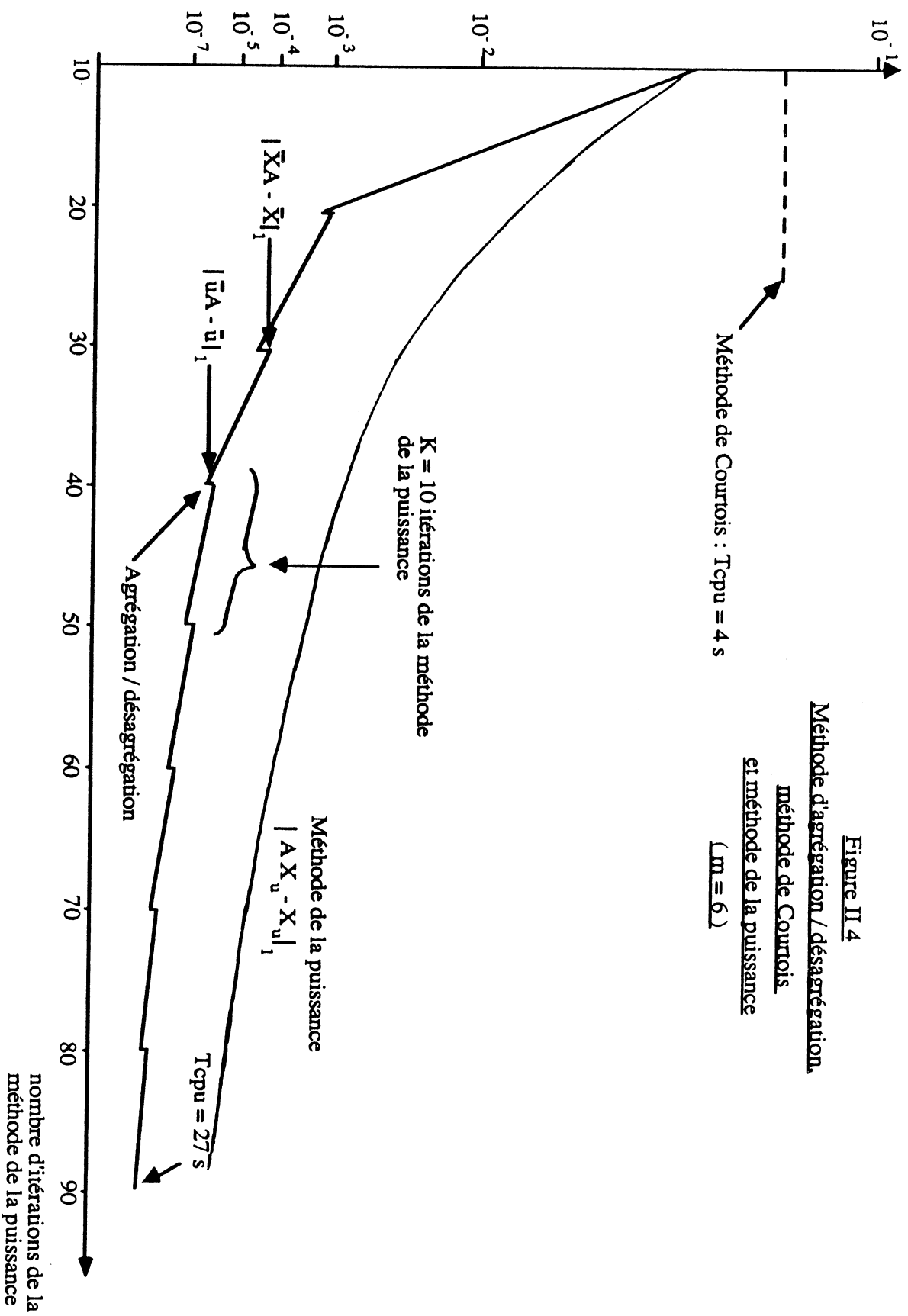
Pour la méthode de Courtois on obtient les résultats suivants :

$$\|\bar{u}A - \bar{u}\|_1 = 7.63 \cdot 10^{-2} \text{ et } \|\Phi - \bar{u}\|_1 = 1.05 \cdot 10^{-1}$$

Le temps de calcul de $\bar{u}$ est de 4 cpu.

Pour la méthode de la puissance, le temps cpu pour exécuter 9 boucles de l'algorithme est de 27 cpu.

nb itérations	$\ \Phi - \bar{X}\ _1$	$\ \Phi - \bar{u}\ _1$	$\ \bar{X}A - \bar{X}\ _1$	$\ \bar{u}A - \bar{u}\ _1$	$\ X_u A - X_u\ _1$
10	$2.15 \cdot 10^{-1}$	$7.13 \cdot 10^{-2}$	$3.34 \cdot 10^{-2}$	$3.38 \cdot 10^{-2}$	$3.34 \cdot 10^{-2}$
20	$2.49 \cdot 10^{-3}$	$1.60 \cdot 10^{-3}$	$4.68 \cdot 10^{-4}$	$6.31 \cdot 10^{-4}$	$6.15 \cdot 10^{-3}$
30	$5.85 \cdot 10^{-5}$	$4.07 \cdot 10^{-5}$	$1.10 \cdot 10^{-5}$	$1.60 \cdot 10^{-5}$	$1.12 \cdot 10^{-3}$
40	$1.44 \cdot 10^{-6}$	$1.01 \cdot 10^{-6}$	$2.74 \cdot 10^{-7}$	$4.04 \cdot 10^{-7}$	$2.04 \cdot 10^{-4}$
50	$3.48 \cdot 10^{-8}$	$2.49 \cdot 10^{-8}$	$6.75 \cdot 10^{-9}$	$1.00 \cdot 10^{-8}$	$3.72 \cdot 10^{-5}$
60	$8.90 \cdot 10^{-10}$	$1.20 \cdot 10^{-9}$	$1.67 \cdot 10^{-10}$	$2.49 \cdot 10^{-10}$	$6.79 \cdot 10^{-6}$
70			$4.16 \cdot 10^{-12}$	$6.20 \cdot 10^{-12}$	$1.23 \cdot 10^{-6}$
80			$1.03 \cdot 10^{-13}$	$1.54 \cdot 10^{-13}$	$2.26 \cdot 10^{-7}$
90			$4.12 \cdot 10^{-8}$	$3.87 \cdot 10^{-15}$	$4.12 \cdot 10^{-8}$
100					$7.53 \cdot 10^{-9}$
110					$1.37 \cdot 10^{-9}$
120					$2.51 \cdot 10^{-10}$



II 3.3 Analyse des résultats

Deux remarques peuvent être faite à partir des résultats des tableaux ci dessus :

- d'une part, la valeur du résidu $\| \bar{u} A - \bar{u} \|_1$ obtenu dès la deuxième boucle du programme itératif d'agrégation / désagrégation (où chaque boucle correspond à un calcul d'agrégation / désagrégation fait à partir d'un vecteur après $K = 10$ itérations de la méthode de la puissance) est inférieure à celle obtenue par la méthode de Courtois. On peut voir que le résidu obtenu par la méthode itérative d'agrégation / désagrégation peut être inférieur de quatre ordre de grandeur pour un temps de calcul de deux à trois fois plus long.

- d'autre part, les performances de l'algorithme de Courtois sont dégradées lorsqu'une décomposition quelconque (en 6 blocs) de la matrice A est effectuée, ce qui n'est pas le cas de la méthode itérative d'agrégation / désagrégation dont les résultats sont indépendants du découpage initial de la matrice de transition A.

II 4 Conclusion

Dans l'exemple que nous avons introduit, la matrice A était "presque diagonale par blocs" pour des raisons d'ordre géographique. Cependant dans d'autres cas il serait nécessaire, pour utiliser la méthode de Courtois, de déterminer par des permutations judicieuses de variables, une décomposition optimale pour la matrice A. l'avantage de la méthode itérative d'agrégation / désagrégation est donc finalement d'assurer de bonnes performances indépendamment du choix de cette décomposition en bloc.

Chapitre III:

Modèle d'un relais

Rappelons tout d'abord que chaque relais ne gère qu'une seule cellule. Le problème se ramène donc à la modélisation des différents protocoles qui sont exécutés sur la VBM et la VBD de cette cellule. Remarquons cependant, que si chaque relais avait dû gérer plusieurs cellules, ceci n'aurait pas changé fondamentalement le problème : la charge globale aurait pu être considérée comme uniformément répartie sur toutes les cellules. Toutes les cellules étant identiques, la modélisation de l'une seule d'entre elles aurait suffi. Toutefois un délai fixe aurait dû être ajouté aux temps d'exécution des divers protocoles, pour prendre en compte les échanges, par voie téléphonique, entre les stations de base et le relais.

Compte tenu du niveau de détail de la modélisation des différents protocoles sur la VBM et la VBD, nous avons choisi d'effectuer une simulation. Dans un premier temps nous donnons une description du réseau. Ensuite sont énumérés et brièvement décrits les divers protocoles. Une description plus détaillée de ceux ci peut être trouvée en annexe II 2. Des résultats de simulation concernant les probabilités d'échec de communication, ainsi que des temps moyens d'exécution des protocoles sont finalement fournis. Une description algorithmique du programme de simulation, écrit en Pascal, est donnée en annexe II 3.

III 1 Description du réseau ICAN84

III 1.1 Description globale

Certains mobiles, les mobiles privés, peuvent être regroupés en "flottes" et "sous flottes" (F/SF) dont les éléments sont éventuellement contrôlés par un abonné particulier du RTCP, la base fil (BAF), ou par un abonné fixe du RTA, la base radio (BAR). Les autres mobiles sont appelés mobiles réseau:

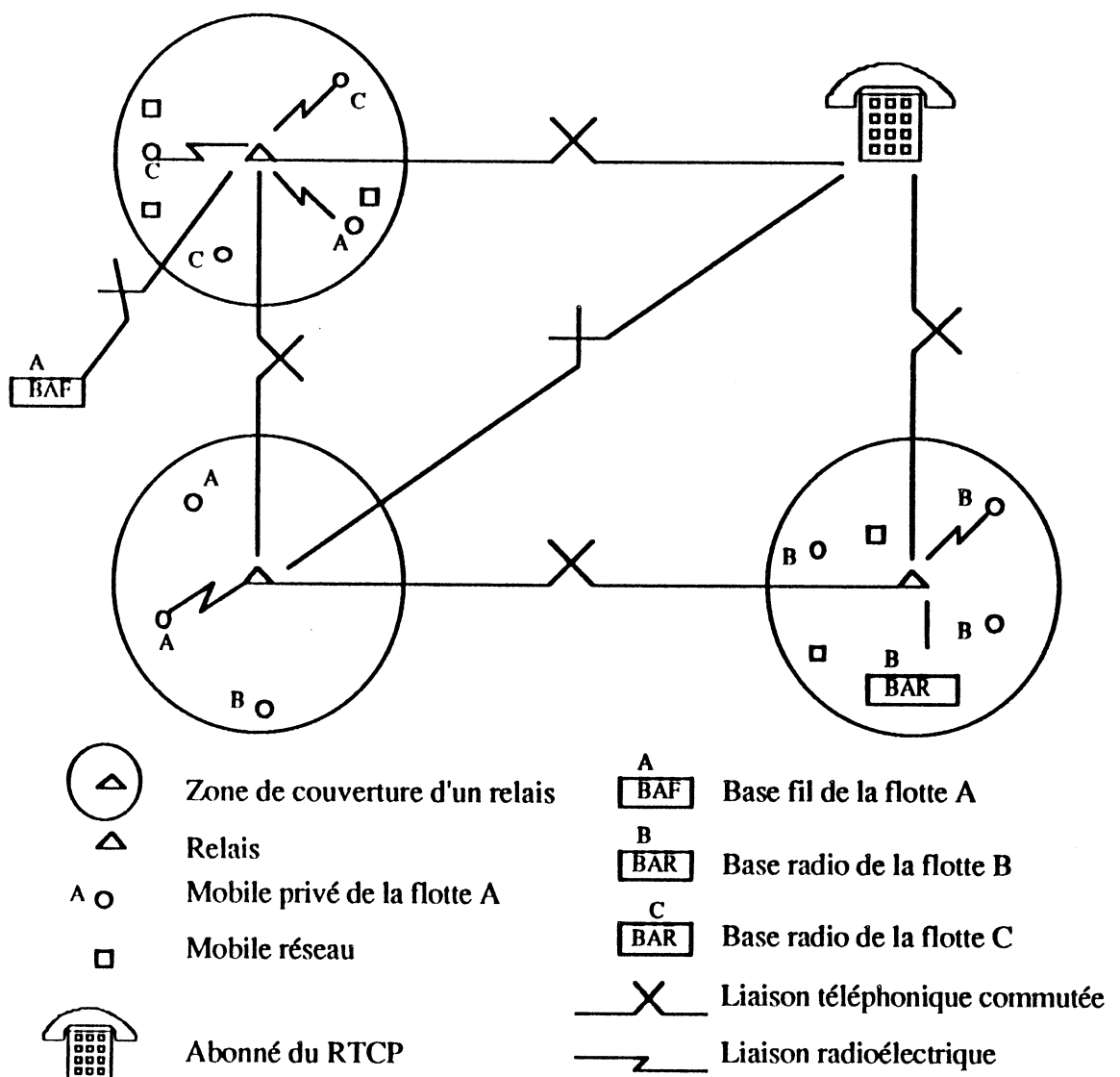


Figure III 1: Structure du réseau

Le réseau offre donc deux services:

- celui d'un téléphone de voiture pour les mobiles réseaux qui ont accès à tout le réseau téléphonique (et peuvent donc en particulier communiquer avec les autres mobiles).

- celui d'un réseau d'entreprise pour les mobiles privés, qui ne peuvent communiquer qu'à l'intérieur de leur "flotte" ou "sous flotte". Chaque flotte est dirigée par une base, qui est une base fil, ou une base radio, et qui peut être divisée jusqu'en huit sous flottes, et il est possible de faire des appels depuis la base, à un mobile particulier, à tous les mobiles d'une sous flotte ou à toute une flotte.

Les appels radioélectriques d'un abonné sont reçus par un relais qui effectue la recherche de l'abonné demandé (mobile ou RTCP), et établit physiquement la communication. Les communications entre relais sont assurées par une ligne téléphonique.

Les appels vers un relais peuvent être divisés en trois grandes catégories :

- les inscriptions (lors d'une arrivée d'un mobile dans une zone),
- les appels en provenance de l'intérieur de la zone,
- et les appels en provenance de l'extérieur de la zone.

Les demandes d'appels en provenance de l'intérieur et les demandes d'inscription arrivent au relais par voie radioélectrique sur la VBM, tandis que les demandes d'appels en provenance de l'extérieur arrivent par voie téléphonique.

III 1.2 La VBM

La VBM est exploitée suivant le mécanisme "slotted ALOHA" décrit dans la première partie en II 2.1.2. L'émission d'un paquet peut échouer pour deux raisons :

- à cause d'une collision.
- à cause d'interférence entre les trajets multiples d'un même signal ou à cause de parasites électromagnétiques.

Une estimation fournie par MATRA donne une probabilité de 0.05 pour que cela se produise.

Dans les deux cas nous parlerons d'échec partiel. En cas d'échec partiel, la logique de l'émetteur effectue une réémission au bout d'un délai égal à la somme d'une valeur constante (10 slots), et d'une valeur aléatoire (entre 1 et 16 slots de manière uniforme), pour éviter que la collision se produise indéfiniment. Au delà de trois réémissions, la logique du demandeur abandonne: la communication est perdue. Nous parlerons alors d'échec "vrai" pour la

communication. Un échec vrai correspond donc à quatre échecs partiels successifs.

Cette stratégie présente l'avantage d'assurer la stabilité du canal, mais a l'inconvénient d'induire un taux d'échec plus important sur la VBM. C'est pour cela que ce taux d'échec est un paramètre important pour l'évaluation des performances de l'ensemble du système.

Remarque

Le phénomène de capture que nous présenterons plus en détail dans la troisième partie de cette thèse, et qui correspond au fait que si plusieurs émissions entrent en collision, la plus puissante d'entre elles peut être correctement captée par le relais, a été pris en compte dans cette simulation, sous la forme d'un simple paramètre correspondant à la probabilité pour que la capture ait lieu. Ainsi, chaque fois qu'une collision a lieu, le programme fait un tirage suivant cette probabilité, et détermine si l'émission la plus puissante sera, ou non, correctement captée par le relais. Cette probabilité a été estimée par MATRA à la valeur 0.5.

III 1.3 Les files d'attente internes au relais et la VBD

Cette voie comme la VBM, est divisée en tranches de temps, ou slots. Aucune collision ne se produit sur cette voie, car toutes les émissions sont gérées par le relais, qui peut tamponner les messages en attente en cas d'affluence.

Une fois qu'une demande d'appel ou d'inscription est prise en compte au slot T par le relais, celui ci va démarrer un protocole correspondant au type d'appel. Il commence par acquitter cette demande par l'émission sur la VBD, entre les slots $T + 2$ et $T + n$ d'un message correspondant soit à une réponse immédiate, soit à une attente de rappel, si la réponse est différée. Le relais possède en effet la liste des mobiles en attente de rappel.

Chaque mobile est prévenu individuellement, et de manière périodique que sa communication est en cours d'établissement. En effet, pour chaque mobile en attente, un message d'attente de rappel est mis dans une file cyclique, gérée par le relais. A chaque slot libre, le relais envoie le premier message de la file cyclique à un mobile (dont le numéro est inclus dans le message), et le range ensuite en queue de file. La période d'envoi de ces messages d'attente de rappel est donc fonction du nombre de mobiles en attente, et ne doit pas dépasser 20 secondes.

Quand le relais doit envoyer un message sur la VBD, il évite les collisions en n'envoyant qu'un message par slot, et en rangeant éventuellement les autres dans une file d'attente que nous appelons la file utile. Cette file utile est évidemment dépilée en priorité par

rapport à la file cyclique des messages d'attente de rappel. De plus, dès que le relais peut rappeler le mobile demandeur, il cesse d'envoyer des messages d'attente de rappel, et donc il supprime dans la file cyclique le message correspondant à ce mobile.

La VBD est a priori plus fiable que la VBM, car les accès sur cette voie sont régis par des files d'attente de priorités différentes gérées au niveau du relais. Il n'y a donc pas de collision sur les slots de ces voies.

Les seules causes d'erreur possible sont les interférences entre les trajets multiples du signal, ou les parasites électromagnétiques.

Comme sur les VBM, ce taux d'erreur, indépendant du fonctionnement du système est fixé à 5%.

III 1.4 Influence du relais et de la VBD sur les taux d'échec des protocoles

Quand un mobile démarre un protocole, il envoie un premier message sur la VBM, et il attend une réponse du relais, qui est souvent un message d'attente de rappel. Si au bout d'un délai maximum, le mobile ne reçoit aucune réponse, il sait que l'émission de son message a échoué. Il y a échec partiel du protocole, et le mobile devra donc réémettre sa demande. Si après trois réémissions, le protocole échoue encore une fois, la communication ne sera pas établie, c'est donc un échec vrai.

Lorsqu' au cours du protocole, le relais envoie un message sur la VBD et que ce message demande une réponse, il attend pendant un délai fixé, et si cette réponse n'arrive pas, il recommence: cela fait partie du protocole, et n'est pas considéré comme un échec. Par contre si au bout de trois tentatives il échoue, le protocole est abandonné, il y a échec partiel.

De même si l'une des files internes du relais est saturée, le protocole échouera:

- Si c'est la file cyclique qui est saturée, ceci veut dire qu'il y a trop de mobiles en attente de rappel, et par conséquent le relais ne prend pas en compte le message reçu et le protocole n'est pas démarré. Le mobile émetteur, ne recevant pas de message d'attente de rappel devra recommencer le protocole en réémettant sur la VBM.

- Si c'est la file utile qui est saturée, le relais ne pourra pas envoyer son message, et c'est donc un protocole déjà entamé qui subira un échec partiel.

Remarque

Lorsque l'échec est reconnu par le relais qui a initié le protocole, c'est à dire le relais du mobile demandeur, celui ci doit supprimer de sa file cyclique le message d'attente de rappel du mobile demandeur. Ce dernier au bout d'un délai fixé, ne recevant ni message d'attente de rappel, ni réponse, sait alors que le protocole a échoué, et peut (si ce n'est pas le quatrième échec partiel) réémettre sur la VBM sa demande d'établissement de protocole.

Si par contre, l'échec est reconnu par un relais qui n'est pas le relais du mobile demandeur (en cas de non réponse du mobile demandé par exemple), celui ci pourra envoyer au relais du mobile demandeur un message indiquant l'interruption du protocole. Le relais du mobile demandeur procèdera alors suivant la procédure décrite ci dessus.

III 2 Description des protocoles d'établissement de communication INOUE21

Selon la nature et la localisation des mobiles participants, les appels donneront lieu à différents types de protocoles d'établissement de communication:

- les communications monorelais ne font intervenir qu'un seul relais.
- les communications multirelais font intervenir deux ou plusieurs relais.

Nous conserverons dans ce paragraphe les notations utilisées dans la première partie de cette thèse :

- le centre de rattachement effectif d'un mobile est le centre dans la zone duquel le mobile se déplace : nous le noterons CRE .
- le centre de rattachement nominal d'un mobile est celui sous lequel celui ci est enregistré : nous le noterons CRN.
- le centre de rattachement arrivée est le centre auquel arrivent les appels téléphoniques en provenance du RTCP. Or, pour le système RTA, ce centre est toujours le CRN.

III 2.1 Communications monorelais

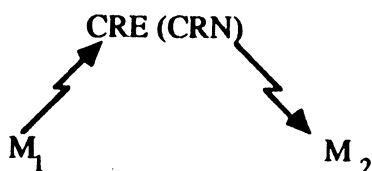
Ces communications peuvent être:

- des communications entre des abonnés du système RTA qui se trouvent sous un même centre de rattachement. Ce centre est absolument indifférent, et il s'agit d'un CRE quelconque qui peut bien sûr, le cas échéant, être le CRN.
- un appel en provenance du RTCP, lorsque le mobile demandé se trouve dans son CRN.

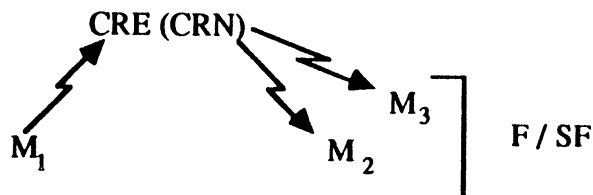
III 2.1.1 Communications entre abonnés circulant sous un même relais

III 2.1.1.1 Communications à l'initiative d'un mobile M1

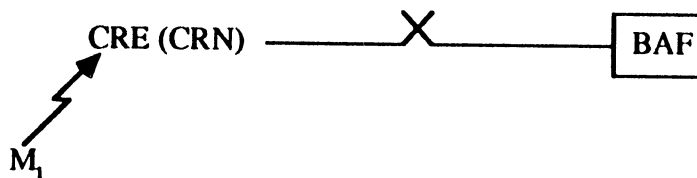
- M_1 appelle un mobile M_2 : protocole MOB $\longrightarrow$ MOB



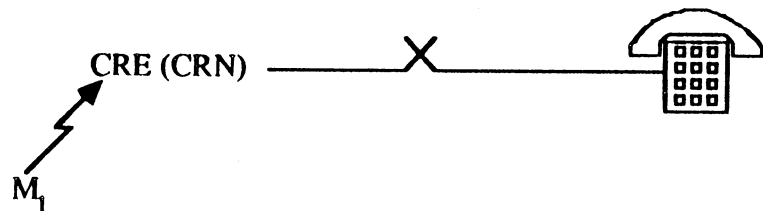
- M_1 appelle toute une flotte ou une sous flotte: protocole MOB $\longrightarrow$ F / SF



- M_1 appelle une BAF: protocole MOB $\longrightarrow$ BAF

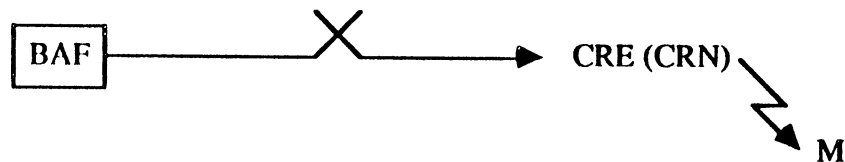


- M_1 appelle un abonné du RTCP: protocole MOB $\longrightarrow$ RTCP

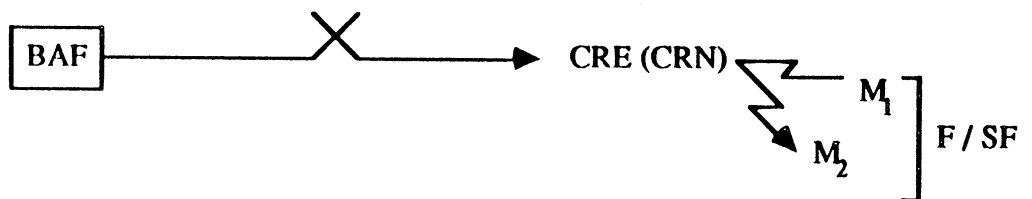


III 2.1.1.2 Communication à l'initiative de la base fil (BAF)

- La BAF appelle un mobile M: protocole BAF $\longrightarrow$ MOB



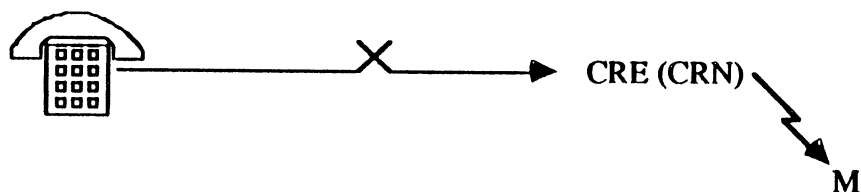
- La BAF appelle une flotte ou une sous flotte: protocole BAF $\longrightarrow$ F / SF



III 2.1.2 Communication en provenance d'un abonné du RTCP

La communication d'un abonné arrive toujours sur le CRN du mobile demandé: si celui-ci se trouve justement dans son CRN, il s'agit alors d'une communication monorelais.

- Un abonné du RTCP appelle un mobile M: protocole RTCP $\longrightarrow$ MOB



III 2.2 Communications multirelais

Une communication multirelais peut être établie dans deux cas :

- lorsqu'un mobile veut communiquer avec un mobile qui se trouve sous un autre relais.
- lorsqu'un appel provenant du réseau RTCP est destiné à un mobile qui ne se trouve pas dans son CRN.

III 2.2.1 Communication entre des mobiles situés sous des relais différents

Dans le cas général, une telle communication fait intervenir trois relais: Considérons qu'un mobile M_1 veuille communiquer avec un mobile M_2 . Notons CRN_2 , le CRN du mobile M_2 , et CRE_1 et CRE_2 les CRE respectifs de M_1 et M_2 .

Le protocole se déroule ainsi: M_1 envoie à CRE_1 une demande d'établissement de communication avec M_2 . Le numéro d'abonné de CRE_1 lui permet de connaître le CRN de M_2 , qu'il va interroger, via une communication téléphonique, pour connaître la position effective de M_2 . CRN_2 lui répond alors que M_2 se trouve en CRE_2 , et CRE_1 établit donc une communication téléphonique avec CRE_2 . CRE_2 envoie ensuite un appel à M_2 lui indiquant de se porter sur une voie de trafic. Si M_2 décroche CRE_2 renvoie une réponse positive à CRE_1 qui peut alors rappeler M_1 , sinon CRE_2 renvoie une réponse négative, et CRE_1 interrompt le protocole. Deux protocoles distincts peuvent ainsi être envisagés: celui de CRE_1 , ou protocole multirelais départ, et celui de CRE_2 , ou protocole multirelais arrivée.

Examinons maintenant les cas particuliers:

- Soit CRE_1 est confondu avec CRN_2 , et ainsi le protocole multirelais départ s'en trouve simplifié. Le protocole multirelais arrivée exécuté par CRE_2 reste, quant à lui, inchangé.
- Soit CRE_2 est confondu avec CRN_2 , et c'est encore le protocole multirelais départ qui s'en trouve simplifié. Ce protocole est pratiquement identique au protocole multirelais départ précédent, puisque la seule chose qui les distingue est que, dans un cas, l'interrogation de la

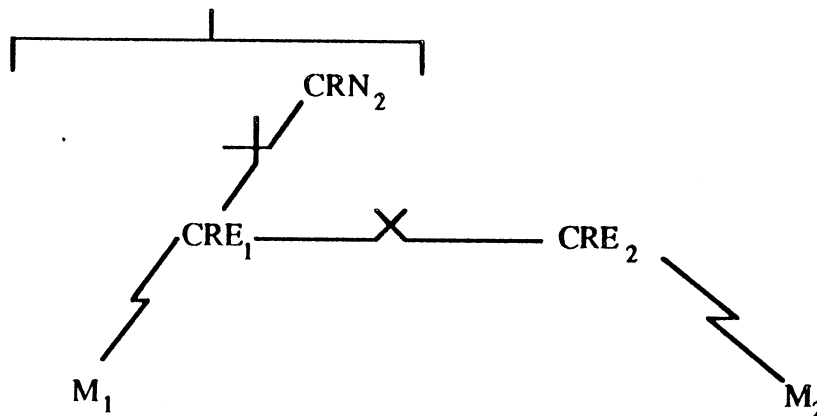
base de données pour connaître la position de M_2 est réalisée dans le relais de départ, alors que dans l'autre, elle est réalisée dans le relais d'arrivée. Le délai d'attente de la réponse de CRE_2 peut donc être considéré comme identique dans les deux cas. Le protocole multirelais arrivée demeure toujours inchangé dans ce cas.

Les protocoles multirelais arrivée, dans ces deux cas particuliers seront donc appelés protocoles multirelais arrivée avec CRN, par opposition au protocole multirelais arrivée sans CRN du cas général.

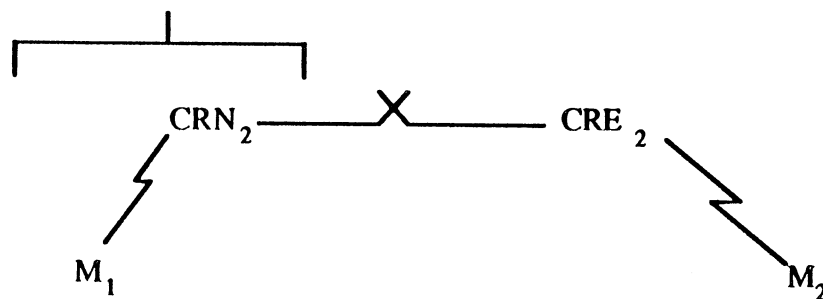
Récapitulation

De tous les cas possibles, il ne ressort que trois types de protocoles.

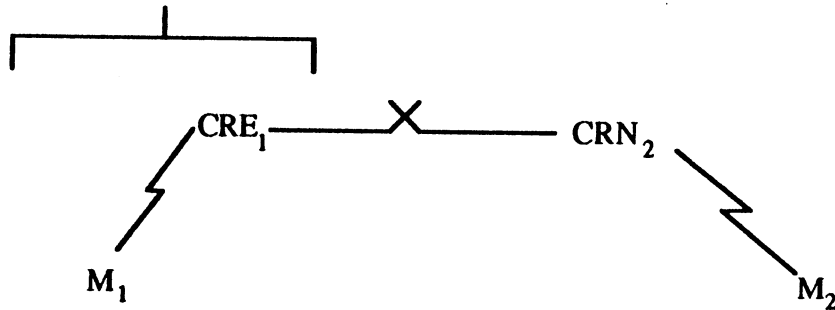
- Protocole multirelais départ sans CRN (cas général) :



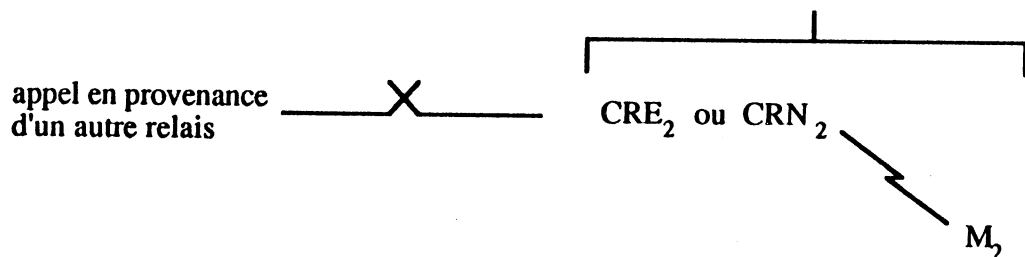
- Protocole multirelais départ avec CRN:



ou:



- Protocole multirelais arrivée :



III 2.2.2 Appel provenant du RTCP

Lorsqu'un appel provient de RTCP, celui ci arrive toujours sur le CRN du mobile demandé. Ce CRN consulte sa base de donnée pour connaître le CRE du mobile demandé, et redirige cet appel vers ce CRE. Le protocole exécuté par le CRN est noté:

RTCP $\xrightarrow[\text{départ}]{\text{multirelais}}$ MOB

Notons que ce protocole ne fait pas intervenir de voie radioélectriques. Nous n'avons donc pas eu à le simuler, mais nous en avons tenu compte en annexe II 2 pour le calcul des taux d'appels de chaque protocole. D'autre part la procédure du programme de simulation chargée de simuler les appels, simule également ceux de ce type. Lorsque un appel de ce protocole est généré, il est simplement enregistré, mais il n'entraîne aucune occupation de la VBM ni de la VBD.

Le protocole exécuté par le CRE est encore un protocole multirelais arrivée.

Une description plus détaillée de ces différents protocoles peut être trouvée en annexe II2. En utilisant un document fourni par MATRA, les taux d'appels de chaque protocole de demande d'établissement de communication y sont établis, en effectuant une distinction entre les communications provenant de l'intérieur et celles provenant de l'extérieur.

III 3 La simulation d'un relais

Le programme de simulation d'un relais, écrit en Pascal, est décrit en annexe II 3. Nous avons choisi une simulation évènement par évènement, les différents évènements étant l'arrivée de messages sur la VBM ou la VBD.

Les paramètres d'entrée de ce programme sont :

- la durée de la simulation
- les nombres moyens de mobiles dans chaque zone
- le taux d'entrée / sortie de la zone, par mobile
- le taux global d'appels intérieurs par mobile
- le taux global d'appels extérieurs par mobile
- la répartition des différents protocoles (cf annexe II 2)
- le nombre initial de mobiles; le nombre courant de mobile est calculé à chaque slot en fonction des entrées dans la zone. Ce nombre courant de mobile est nécessaire pour calculer les taux d'appels de tous les protocoles.
- la durée d'un slot
- la probabilité de capture
- la probabilité de fading (interférence entre les trajets multiples d'un même signal, et parasites électromagnétiques)
- la taille de la file cyclique
- la taille de la file utile
- le nombre de divisions pour le calcul de l'intervalle de confiance (cf annexe générale II).

Décrivons brièvement le principe de l'algorithme : A une date courante t_n , le programme génère la date du prochain évènement sur la VBM, qui correspond à l'envoi d'un message sur la VBM, et par conséquent à un démarrage de protocole. Il calcule la date de la prochaine arrivée de chaque protocole, et génère celui qui correspond à la date la plus proche, t_{n+1} , et

le range dans une file, la file des messages où les évènements à venir sont rangés par date croissante. Sachant qu'aucun autre évènement ne peut survenir sur la VBM entre t_n et t_{n+1} , il simule alors tous les évènements prévus sur la VBD entre t_n et t_{n+1} . Ces évènements correspondent aux messages élémentaires des divers protocoles. La simulation de chacun d'entre eux conduit soit à la fin du protocole, soit à la génération d'un futur message, rangé dans la file des messages. Il simule ainsi tous les évènements antérieurs à t_{n+1} .

A partir de t_{n+1} , le programme recommence en générant à nouveau un évènement sur la VBM.

Remarque

Tous les évènements qui auraient dû se produire sur la VBM à une date postérieure à t_{n+1} ne sont pas enregistrés dans la file des messages, et par conséquent ne sont pas générés. Ceci se justifie par le fait que les lois d'arrivée des divers protocoles sont des lois exponentielles (dont les paramètres ont été calculés en annexe II 2), donc "sans mémoire".

Lorsque la simulation d'un relais est effectuée, certains paramètres du programme dépendant des performances des autres relais doivent être fixés de manière arbitraire. L'intérêt d'une deuxième phase de modélisation de l'ensemble du réseau est justement d'exploiter les résultats de la première phase pour affiner ces paramètres.

Ces paramètres sont :

- le taux d'entrée global dans la zone
- le taux d'appels extérieurs
- le délai moyen d'attente de réponse du mobile demandé dans les protocoles multirelais départ.

III 4 Résultats

Les résultats fournis par cette simulation sont entre autres, des taux d'occupations des VBM et VBD ainsi que des files internes du relais (file cyclique et file utile), des probabilités d'échec partiel et d'échec vrai, et enfin des temps de réponse pour chaque type de protocoles.

Des intervalles de confiance, au niveau de confiance de 95 % ont été établis suivant la méthode de Le Gall, présentée en annexe générale II, à partir de 10 intervalles, sur trois sorties de la simulation :

- le taux d'occupation de la VBM, qui est égal au nombre de slots occupés que divise le nombre total de slots.
- le pourcentage d'échecs vrais de protocoles d'inscription, obtenu en divisant le nombre d'échecs vrais de ces protocoles par le nombre d'arrivées de mobiles dans la zone.
- le temps moyen d'établissement de l'un des protocoles, obtenu en divisant la somme des temps d'établissement de ce protocole, par le nombre de communications correspondantes qui ont été établies.

Les figures III 2 et III 3 page 111, montrent pour des temps de simulation respectivement égaux à 18000 et à 3000 slots, les valeurs relatives des intervalles de confiance pour différentes valeurs du débit d'entrée : leur intérêt est principalement de montrer les difficultés à obtenir des résultats corrects concernant un seul protocole notamment quand le débit est faible, car dans ce cas le nombre de protocoles établis est petit. D'autre part, plus la fréquence relative d'apparition d'un protocole par rapport aux autres est faible, plus longue devra être la simulation permettant d'obtenir des résultats corrects sur ce protocole.

Notons enfin que la validité des résultats fournis par cette simulation est limitée par l'imprécision des valeurs fournies par MATRA, voire l'absence d'information concernant de nombreux paramètres d'entrées.

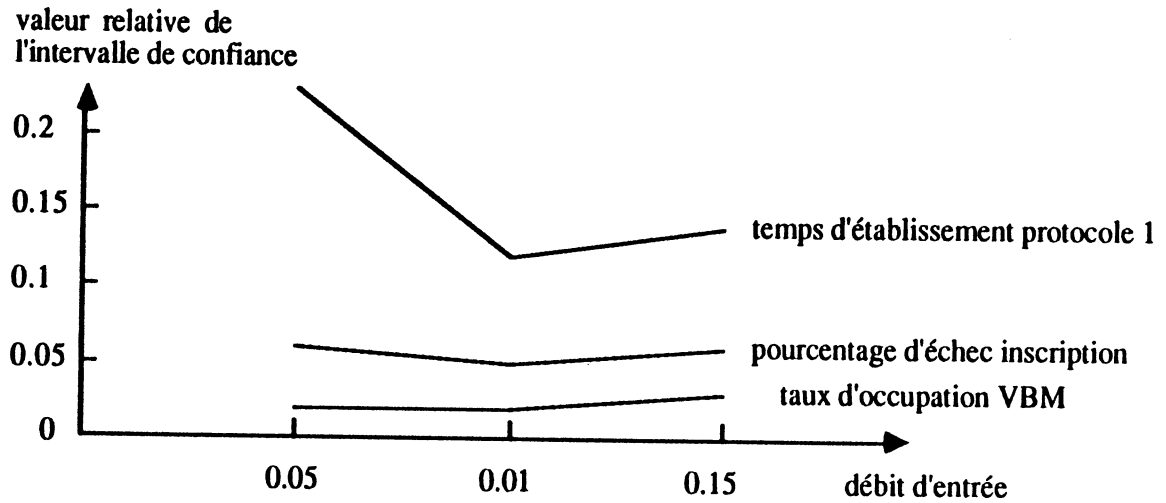


Figure III 2

Valeurs relatives des intervalles de confiance en fonction du débit d'entrée pour une simulation sur 18000 slots.

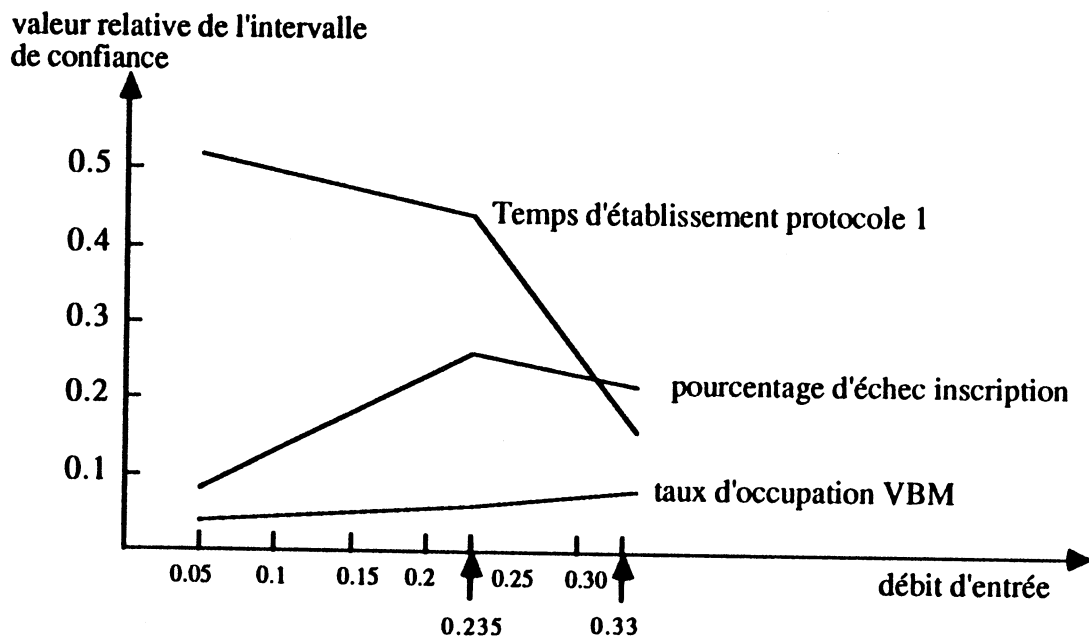


Figure III 3

Valeurs relatives des intervalles de confiance en fonction du débit d'entrée pour une simulation sur 3000 slots.

Pour les résultats de simulation présentés ci dessous :

- la durée d'un slot est de 0.2 s.
- le taux global d'appel extérieur a été fixé à $\lambda_e = 0.05$ appel par slot.
- la probabilité de capture a été fixée arbitrairement à 0.5. Une détermination de cette probabilité aurait nécessité une modélisation à un niveau plus fin, du type de celle proposée dans la troisième partie de cette thèse.
- la probabilité de fading (interférences entre les trajets multiples d'un même signal, et parasites électromagnétiques), a été fixée à 0.05.
- les délais entre les différents messages élémentaires d'un protocole, et qui correspondent à des temps moyens d'exécution de procédure de niveau inférieur, sont tirés de documents fournis par MATRA, et peuvent être trouvés en annexe II 1.
- les tailles des files du relais ont été dimensionnées de manière à éviter leur saturation dans tous les cas : 64 messages pour la file cyclique, 10 pour la file utile. Ceci justifie pourquoi, lorsque nous étudions la deuxième phase de la modélisation (cf chapitre IV) nous ne prenons pas en compte cette cause d'échec des protocoles.

Les résultats présentés ci dessous concernent des probabilités d'échec et des temps de réponse moyens. Pour des raisons de validité évoquées ci dessus, ces résultats constituent des moyennes pondérées sur l'ensemble des protocoles. Les temps de simulation (mesurés en slots) sont variables en fonction du taux d'appel intérieur (en nombre d'appels par slot) comme le montre le tableau ci dessous :

taux d'appels	0.05	0.1	0.15	0.235	0.33	0.47	0.94
durée	18000	18000	18000	3000	3000	3000	300

La figure III 4 page 113, représente la probabilité d'échec partiel et d'échec vrai sur l'ensemble des protocoles en fonction du taux d'appels intérieurs. Comme un échec vrai correspond aux réalisations indépendantes de 4 échecs partiels, la puissance quatrième de la probabilité d'échec vrai a également été représentée.

La figure III 5 page 114, représente la moyenne des temps d'établissement de toutes les communications ayant été établies. Remarquons que ce temps d'établissement tend vers une limite lorsque le débit d'entrée devient très important. Ceci s'explique par le fait que à partir du moment où le relais est saturé et où la probabilité d'échec des protocoles augmente, le nombre moyen de réémissions de chaque message pour les protocoles qui ont réussi, tend vers 3.

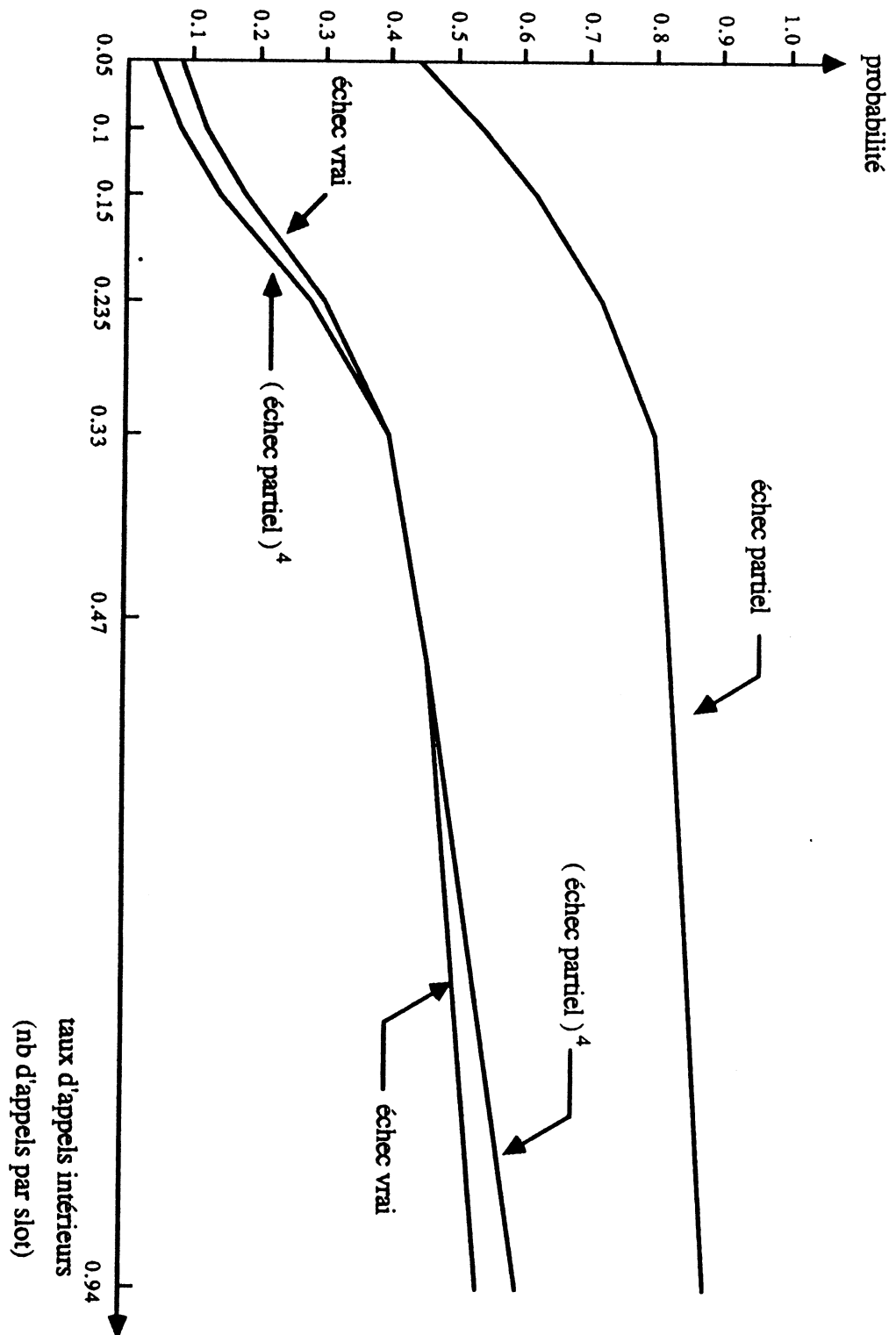


Figure III 4:
Probabilités d'échec des protocoles en fonction du taux d'appels intérieurs

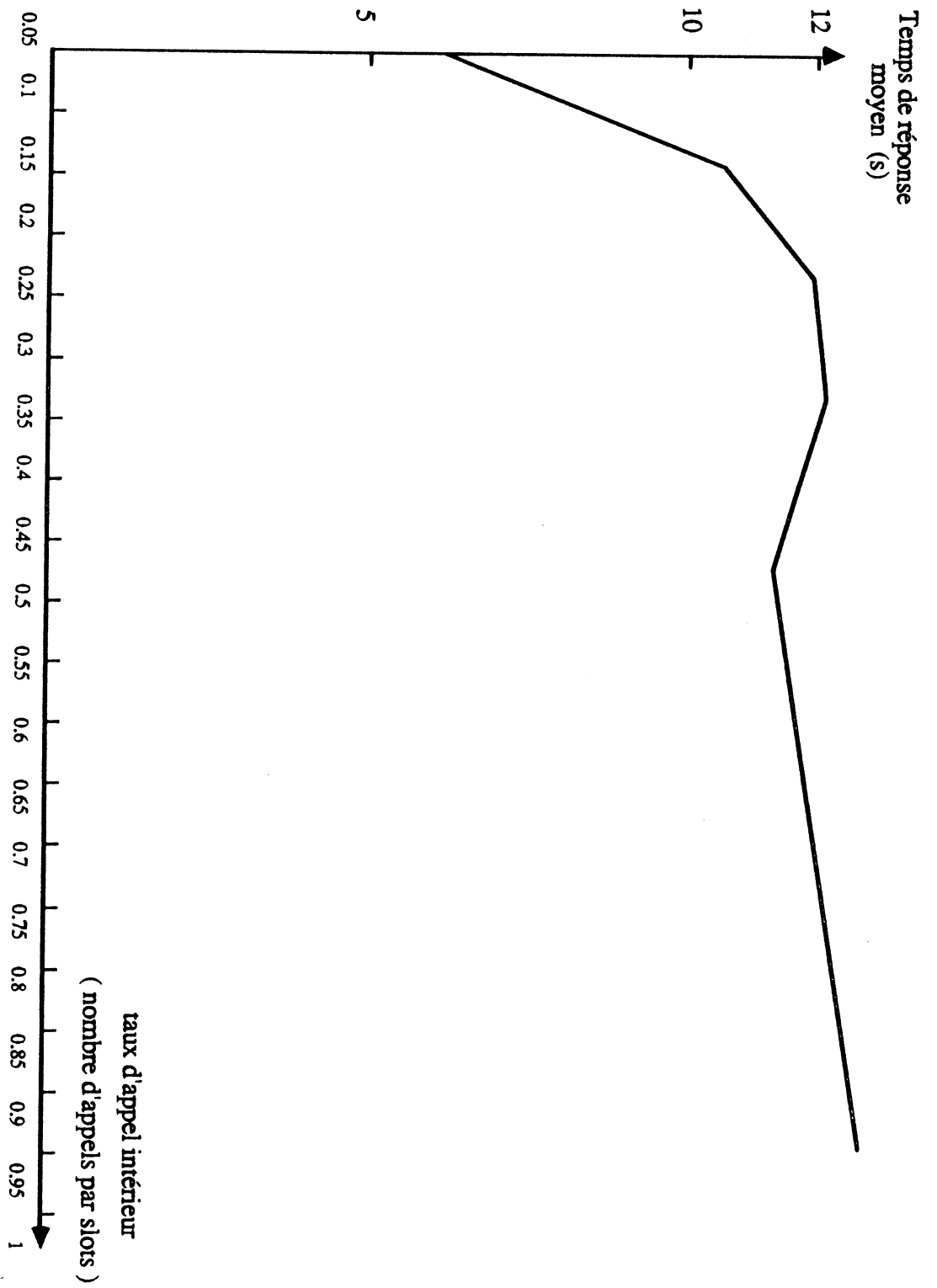


Figure III 5:
Temps de réponse moyen des protocoles en fonction du taux d'appels intérieurs

Chapitre IV:

Présentation de la deuxième phase de modélisation

du réseau et conclusion

IV.1 Deuxième phase de la modélisation du réseau

A partir de données connues (taux d'appel de chaque protocole (cf annexe II 1); taux global d'entrée et de sortie de chaque zone dans chaque zone), et d'autre données dépendant du fonctionnement des autres relais (taux d'appels du protocole multirelais arrivée, délai moyen d'attente de réponse pour le protocole multirelais départ) qui sont fixés arbitrairement, la première phase de modélisation, après une étape préalable de modélisation des déplacements qui donne les nombres moyens de mobiles dans chaque zone, permet finalement d'obtenir divers résultats concernant les performances de chaque relais simulé.

Le but de la deuxième phase est de modéliser l'ensemble du réseau en ne prenant en compte dans chaque relais que les paramètres qui font intervenir d'autres relais.

Notons λ^i (md) le taux global d'appels des protocoles de type multirelais départ (avec ou sans CRN) pour le relais i . Notons λ^{ij} (md) le taux partiel d'appels des protocoles multirelais départ (avec ou sans CRN) du relais i à destination du relais j (CRE du mobile demandé).

Notons λ^i (ma) le taux global d'appels des protocoles multirelais arrivée pour le relais i . Notons λ^{ji} (ma) le taux partiel d'appels des protocoles multirelais arrivée en provenance du relais j (CRE du mobile demandeur), et à destination du relais i .

Un relais i peut donc être considéré comme un système qui envoie des appels à tous les autres relais $j \neq i$, suivant des taux λ^{ij} (md), qui reçoit des appels en provenance de tous les autres relais $j \neq i$, suivant des taux λ^{ji} (ma), et dont l'exécution du protocole multirelais

arrivée peut être remplacée par un délai δ_i (cf figure IV 1 ci dessous).

Etant donné que notre but est l'étude des performances des voies radioélectriques de signalisation des différents relais, la deuxième phase revient à déterminer quels seront pour chaque relais i , le taux d'appel du protocole multirelais arrivée, λ^i (ma), et le délai moyen d'attente d'une réponse du mobile demandé, Δ_i , pour les protocoles multirelais départ. Ces deux paramètres correspondent aux interactions entre ce relais et le reste du réseau, et avaient dûs être fixés de manière arbitraire dans la première phase.

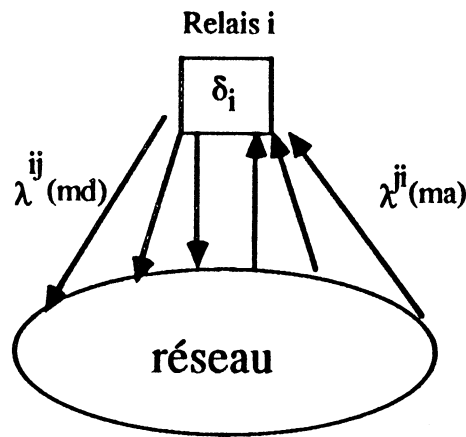


Figure IV 1:

Interactions entre un relais et le reste du réseau

λ^i (md) se déduit du taux global d'appel en provenance de l'intérieur, qui est un paramètre connu, et de la proportion de protocoles multirelais départ par rapport aux autres protocoles (dont la détermination est présentée en annexe II 1).

Notons τ_{ij} le taux partiel d'appels, par mobile, du relais i vers un relais j .

$$\text{On a alors } \lambda^i \text{ (md)} = \sum_{j \neq i} \lambda^{ij} \text{ (md)} = N_i \sum_{j \neq i} N_j \tau_{ij}.$$

A partir de cette équation, et de critères géographiques dépendant du réseau, les différents taux partiels d'appels τ_{ij} peuvent être déduits.

Notons p_{em}^j la probabilité d'échec sur la VBM pour chaque relais j , déduite de la première phase. Le taux d'appels du protocole multirelais arrivée est alors:

$$\lambda^i \text{ (ma)} = N_i \sum_{j \neq i} N_j \tau_{ji} [1 - p_{em}^j]$$

Pour un protocole multirelais départ d'un relais i à destination d'un relais j , le délai moyen d'attente de réponse du mobile demandé peut être exprimé sous la forme:

$\Delta_{ij} = 2 T_{ij} + \delta_j$, où T_{ij} représente un délai dû à la liaison téléphonique entre le relais i et le relais j , et qui doit être une donnée de cette deuxième phase.

En désignant par $p_{ij} = \frac{\lambda_{ij}^{ij}(\text{md})}{\lambda_i(\text{md})}$ la probabilité conditionnelle pour que le mobile demandé

soit dans le relais j sachant que le relais i exécute un protocole multirelais départ, le délai moyen d'attente d'une réponse du mobile demandé est:

$$\Delta_i = \sum_{j \neq i} p_{ij} \Delta_{ij} = \sum_{j \neq i} \left(\frac{\lambda_{ij}^{ij}(\text{md})}{\lambda_i(\text{md})} \right) (2T_{ij} + \delta_j)$$

Remarques

1°) Si le protocole multirelais départ est avec CRN, et que ce CRN est le relais j , le relais i devra ajouter à son temps d'attente, le temps nécessaire au relais j pour consulter sa base de données (pour savoir où se trouve le mobile demandé, qui, dans ce cas, se trouve sous le relais j). Cependant, quel que soit le type de protocole multirelais départ, l'un des relais qui participe à ce protocole doit consulter cette base. Ce temps de consultation est donc toujours comptabilisé dans le calcul du temps total d'exécution du protocole, et peut donc être retiré du calcul de Δ_i .

2°) Lorsqu'un relais i exécute un protocole multirelais départ à destination d'un relais j , non seulement le délai d'attente de réponse du mobile demandé, mais aussi une certaine probabilité d'échec de ce protocole, dépendent de ce relais j . Cette probabilité d'échec est due aux échecs sur les VBM et VBD du relais j . Cette probabilité d'échec du protocole, due à des causes extérieures, et que nous noterons γ_i , pourrait donc également être un paramètre de la première phase de la modélisation, d'abord fixé de manière arbitraire, puis calculé dans la deuxième phase, à partir des résultats de la première phase suivant l'expression:

$$\gamma_i = \sum_{j \neq i} p_{ij} [p_{em}^j + p_{ed}^j - p_{em}^j p_{ed}^j], \text{ avec } p_{ij} = \frac{\lambda_{ij}^{ij}(\text{md})}{\lambda_i(\text{md})}$$

IV 2 Conclusion

La deuxième phase de la modélisation permet finalement d'affiner les paramètres fixés arbitrairement dans la première phase, et qui correspondaient aux interactions entre relais. Ceci suggère naturellement d'utiliser une méthode itérative dont le principe, schématisé sur la figure IV 2 page 120, est le suivant:

Données:

- Les différents taux de sortie d'une zone i vers une zone j , λ_{ij} .
- A partir d'une étude préalable d'un modèle des déplacements des mobiles dans le réseau, on peut déduire les nombres moyens de mobiles dans chaque zone.
- Les taux globaux, par mobile, d'appels en provenance de l'intérieur, pour chaque relais; A partir des proportions respectives de chaque type d'appels, établies en annexe II 1, et du nombre moyen de mobiles dans sa zone, on peut donc en déduire, pour chaque relais, les taux d'appels de chaque protocole de type monorelais.
- Les taux globaux, par mobile, d'appels en provenance du RTCP, pour chaque relais;; A partir des proportions respectives de chaque type d'appels, établies en annexe II 1, et du nombre moyen de mobiles dans sa zone, on peut donc en déduire, pour chaque relais, les taux d'appels de chaque protocole d'établissement de communication en provenance du RTCP (abonné RTCP ou base fil).
- A partir de λ^i (md) (somme des taux d'appels des protocoles de type multirelais départ, avec ou sans CRN), et en fonction de critères géographiques, les taux partiels, par mobile, d'appels de chaque relais i vers chaque relais j , τ_{ij} .
- Tous les paramètres d'entrée nécessaires pour effectuer la simulation d'un relais (première phase).

Initialisations:

- En utilisant des valeurs arbitraires pour les paramètres qui dépendent des autres relais (λ_0^i (ma), taux d'appels du protocole multirelais arrivée, et $\Delta_{i,0}$, délai moyen d'attente de réponse du mobile demandé dans les protocoles de type multirelais départ), on peut calculer par simulation de chaque relais j , des probabilités d'échec sur la VBM, $p_{em,0}^i$, et des temps moyens d'exécution du protocole multirelais arrivée, $\delta_{i,0}$.

- $n : = 0$

Itération jusqu'à convergence:**DEBUT****- Deuxième phase:**

1°) A partir des probabilités d'échec sur les VBM de tous les relais j , $p_{em,n}^j$, on peut calculer une nouvelle valeur du taux d'appel du protocole multirelais arrivée pour chaque relais i :

$$\lambda_{n+1}^i (ma) = N_i \sum_{j \neq i} N_j \tau_{ji} [1 - p_{em,n}^j]$$

2°) A partir des temps moyens d'exécution du protocole multirelais arrivée pour tous les relais j , $\delta_{j,n}$, on peut calculer une nouvelle valeur de la durée moyenne d'attente de réponse du mobile demandé, pour le protocole multirelais départ de chaque relais i :

$$\Delta_{i,n+1} = \sum_{j \neq i} \left(\frac{\lambda_{ij}^{ij} (md)}{\lambda_i^i (md)} \right) (2T_{ij} + \delta_{j,n})$$

- Première phase:

A partir de $\lambda_{n+1}^i (ma)$ et de $\Delta_{i,n+1}$, on peut calculer, par simulation de chaque relais i les valeurs de $p_{em,n+1}^i$ et de $\delta_{i,n+1}$.

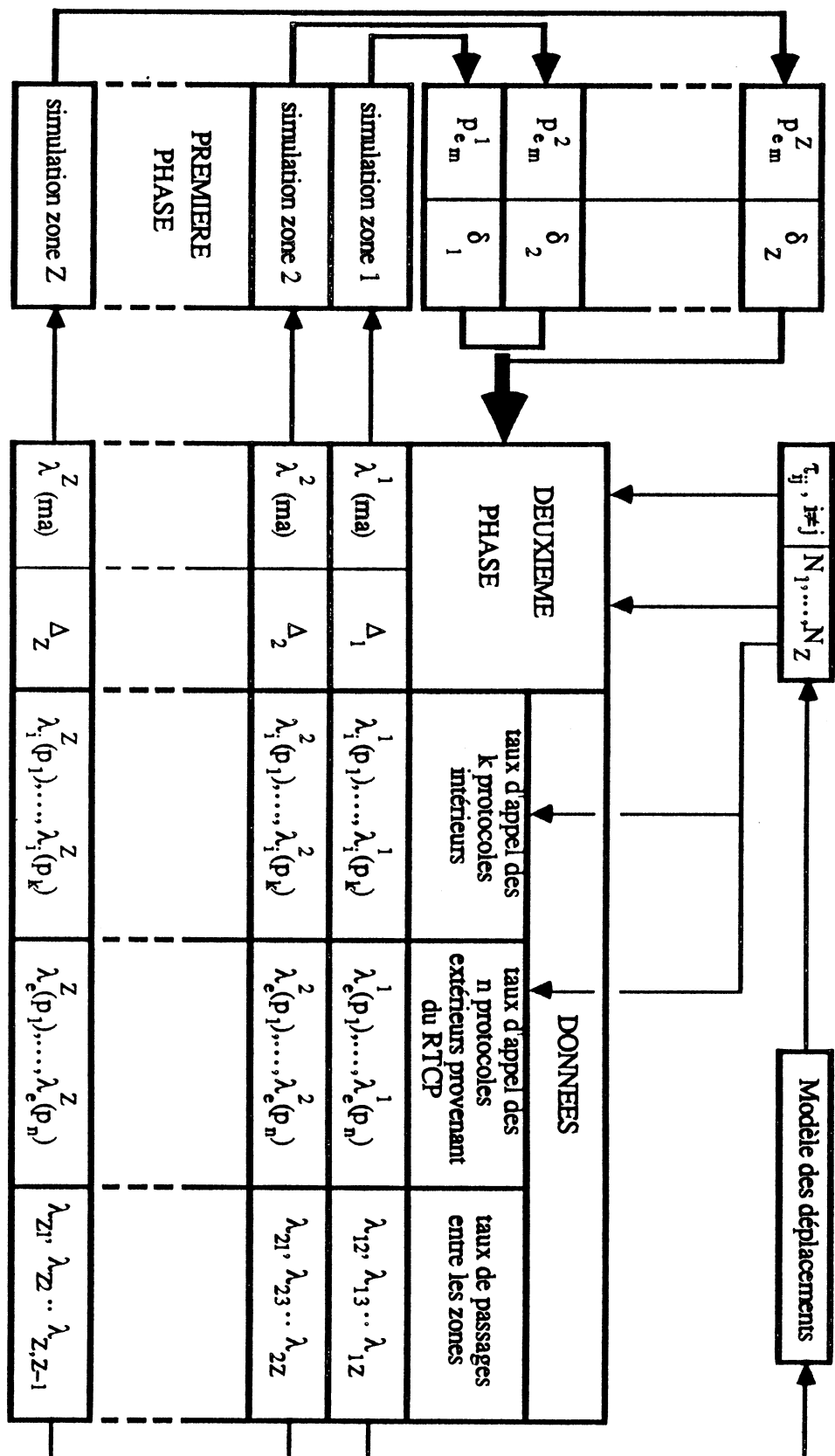
- $n := n+1$

- Test de convergence

FIN

Cette méthode, si elle converge, permet d'obtenir des résultats tenant compte, à la fois du comportement interne de chaque relais, et de leurs interactions. Le problème de la convergence de telles méthode n'a pas été abordé. D'autre part, comme le nombre de relais est grand, il serait utile de réduire le nombre de simulations à réaliser dans la première phase. Une solution pour y parvenir pourrait consister à définir une "distance" empirique entre les zones à partir d'une fonction de leurs paramètres d'entrée du programme de simulation, accordant plus d'importance aux différences entre les paramètres ayant une grande influence sur les résultats plutôt qu'à celles entre des paramètres auxquels les résultats sont peu sensibles. Ainsi une seule simulation serait effectuée par groupes de zones suffisamment proches entre elles.

Figure IV 2:
Principe de la méthode itérative de modélisation en deux phases



Références et bibliographie

- [BEC87] M.Becker Simulation of a Radio Telephone Network
 P.Houeix Modelling, Simulation and Control,
 C.Mazel C10 n° 2 pp 19-36 1987
- [BLE80] F.H.Blecher "Advanced mobile phone system"
 IEEE Trans. on Vehicular Technology
 vol VT-19 n°2 pp 238-244 Mai 80
- [CAN84] M.Canitrot Radiotéléphone automatique à relais commun .
 L'onde électrique Vol 64 n° 3 Mai-Juin 1984
- [CHA84] F.Chatelin Iterative Aggregation / disaggregation methods.
 In : International Workshop in Applied Mathematics and
 Performance / reliability Models of Computer / Communication
 Systems.
 North Holland, ed. G. Iazeolla, S. Tucci. 1984
- [COU77] P.J.Courtois Decomposability. Queuing and computer system applications.
 Ed. ACM Monograph Series. 1977
- [COU81] P.J.Courtois Applied probability-computer science : The interface in meeting on
 applied mathematics.
 Florida Atlantic University . Vol 1 . Janv . 1981
- [HOU84] P.Houeix Simulation des voies de signalisation d'un système de Radio
 C.Mazel Téléphone Automatique.
 Rapport de 3eme année ENSIMAG. 1984
- [HOU85] P.Houeix Application de méthodes d'agrégation à la résolution d'un modèle du
 C.Mazel système radiotéléphone automatique.
 N.Smaili Rapport de recherche IMAG n°494 Janv. 1985

- [NOU82] M.Nouhaud Interfaces radioélectriques et téléphoniques du système R.T.A.
RX.774.81.SYS.SD.002 Version 4 . Juin 1982
- [NOU84] M.Nouhaud Système Radio Téléphone Automatique.
TX.622.SYS.SD.001 Version 1. Sept. 1984

Annexes
de la
deuxième
partie

Annexe II 1:
Solution de l'équation $PA = P$
pour un exemple comprenant 88 zones

Le vecteur P, solution de l'équation $PA = P$, obtenu après 119 itérations de la méthode de la puissance est le suivant:

$$\begin{aligned}
 p_1 &= 0.91354850-01 \\
 &0.10664840-00 \\
 &0.93278910-01 \\
 &0.88512810-01 \\
 &0.79156410-01 \\
 &0.20052930-01 \\
 &0.20963190-01 \\
 &0.18154470-01 \\
 &0.21878760-01 \\
 p_{10} &= 0.17631160-01 \\
 &0.16879840-01 \\
 &0.17745660-01 \\
 &0.21034070-01 \\
 &0.20991910-01 \\
 &0.17859830-01 \\
 &0.19737770-01 \\
 &0.22034330-01 \\
 &0.22349080-01 \\
 &0.21743370-01 \\
 p_{20} &= 0.23224150-01 \\
 &0.22880110-01 \\
 &0.25529830-01 \\
 &0.24236630-01 \\
 &0.27932810-01 \\
 &0.53370640-02
 \end{aligned}$$

0.7980729D-02

0.6481050D-02

0.6747342D-02

0.5375716D-02

$P_{30} = 0.5181050D-02$

0.3972609D-02

0.5222482D-02

0.5690577D-02

0.5270526D-02

0.4318325D-02

0.4507838D-02

0.4404445D-02

0.4597806D-02

0.4908923D-02

$P_{40} = 0.4841485D-02$

0.4251460D-02

0.5503289D-02

0.6048359D-02

0.6289531D-02

0.5936977D-02

0.5545801D-02

0.9895395D-03

0.9189851D-03

0.9845986D-03

$P_{50} = 0.1367210D-02$

0.2730290D-03

0.2483931D-03

0.2023065D-03

0.2473941D-03

0.2680880D-03

0.3253517D-03

0.58788080-03
 0.18290720-02
 0.59886650-03
 $P_{60} = - 0.34879040-03$
 0.61882100-03
 0.48094570-03
 0.48705290-03
 0.52663730-03
 0.56593260-03
 0.22068020-03
 0.10999700-03
 0.12849650-03
 0.10999700-03
 $P_{70} = - 0.12849650-03$
 0.10999700-03
 0.36386380-03
 0.55372010-03
 0.72039060-03
 0.68530110-03
 0.52109680-03
 0.45420050-03
 0.47309520-03
 0.33407640-03
 $P_{80} = 0.87549870-04$
 0.87549870-04
 0.11007640-03
 0.11141490-03
 0.95508780-04
 0.12691420-03
 0.18573510-03
 0.45120020-03
 $P_{88} = 0.53604090-03$

Annexe II 2 :

Description des protocoles d'établissement de communication

I Les différents messages élémentaires utilisés lors de ces protocoles

- Sur la voie balise montante :
 - R_1 : demande d'appel individuel (base ou mobile).
 - R_2 : demande d'appel de groupe .
 - R_3 : demande d'appel d'un abonné téléphonique.

- Sur la voie balise descendante :
 - R_2' : attente de rappel (doit être émis au moins toutes les 20 secondes) .
 - R_3' : appel d'un mobile.
 - R_4' : appel de groupe.
 - R_5' : rappel d'un mobile.

Remarque :

- R_1' est le message de veille, émis systématiquement par le relais sur les slots non occupés de la VBM.

- Tous ces messages ne sont émis que sur un seul slot , sauf R_4' qui est émis sur trois. Ce message est équivalent à trois messages identiques envoyés sur trois slots consécutifs.

II Organigramme des différents protocoles

Les organigrammes de tous les protocoles d'établissement de communication sont présentés dans le tableau de la page 131. Nous y voyons quel est l'enchaînement des messages sur les voies balises montantes et descendantes.

Remarques :

- Le temps indiqué sur les flèches représente l'intervalle de temps moyen entre deux messages élémentaires et correspond au temps moyen d'exécution des procédures de niveau inférieur.

- ↺ 1s indique qu'on peut réitérer l'appel toutes les secondes jusqu'à trois fois.

- L'émission de R_2' est représentée par $\Gamma \rightarrow R_2'$. Elle est stoppée au moment du rappel du demandeur. Cette émission doit avoir lieu au moins toutes les 20 secondes.

Remarquons que dans les protocoles BAF $\longrightarrow$ MOB, RTCP $\longrightarrow$ MOB et MOB $\xrightarrow[\text{départ}]{\text{multirelais}}$ MOB, qui entraînent une réponse du demandé, cette réponse ne figure pas dans le protocole car ce modèle se porte sur une voie de trafic et effectue sa réponse sur cette voie.

Les protocoles d'établissement de communications

1	monorelais MOB → MOB	
2	MOB → F/SF	
3	MOB → BAF	
4	MOB → RTCP	
5	BAF → MOB	
6	BAF → F/SF	
7	RTCP → MOB	
8	multirelais départ avec CRN → MOB	
9	multirelais arrivée → MOB	
10	multirelais départ sans CRN → MOB	
11	multirelais départ RTCP → MOB	Pas d'occupation des voies balises du relais étudié.

III Problème de la détermination de la répartition temporelle de ces protocoles en fonction de celles des différents types de communications.

Pour déterminer cette répartition, nous avons utilisé les statistiques données dans la documentation fournie par MATRA .

On obtient le tableau suivant, où on a la répartition des différents types d'appels pour une communication.

Nous avons également représenté la répartition des huit protocoles en fonction de ces types d'appels:

				fréquence 1 2 3 4 5 6 7 8 9 10 11											
Communications publiques (RTCP)	MOB demandeur		0.368				•								a
	MOB demandé	dans CRN	0.074							•					b
		hors CRN	0.074								•		•		c
Communications privées	MOB → BAR	dans CRN	0.023	•											d
		hors CRN	0.023								•	•			e
	BAR → MOB	dans CRN	0.035	•	•										f
		hors CRN	0.035								•	•			g
	MOB → BAF		0.092			•									h
	BAF → MOB		0.138					•	•						i
Mobile/Base	Monorelais		0.046	•	•										j
	Multirelais	avec CRN	0.046								•	•			k
		sans CRN	0.046									•	•		l

Les protocoles 1,2,3,4,8 et 10 correspondent à des appels en provenance de l'intérieur, tandis que les autres correspondent à des appels en provenance de l'extérieur.

Remarque :

Deux problèmes se posent :

- dans le cas des communications multirelais, tout est différent selon que le relais étudié est celui qui correspond à l'origine ou à l'arrivée de l'appel. Il faut faire la distinction entre les protocoles multirelais arrivée et les protocoles multirelais départ .

- Dans la documentation fournie par MATRA, la distinction n'est pas faite entre les appels individuels et les appels de groupe.

Les communications f, i, j, doivent être réparties entre les appels individuels (protocoles 1 et 5) et les appels de groupe (protocole 2 et 6). Cette répartition dépend donc des proportions relatives de mobiles privés (appartenant à une "flotte" : 60%) et de mobiles réseaux (n'appartenant à aucune "flotte" : 40%).

Les communications c, e, g, k, l, doivent être partagées en deux groupes selon que le relais étudié est celui du départ (protocoles 8,10 et 11) ou celui de l'arrivée (protocole 9) de l'appel. Chacun de ces deux faits étant équiprobables, il suffit de diviser les répartitions de ces appels par deux.

Une fois ces modifications faites, on obtient le tableau de la page suivante. Nous constatons alors qu'il y a 20 cas possibles, chacun d'entre eux correspondant à un seul protocole.

Les remarques précédentes permettent alors de déterminer les fréquences d'apparition de chacun de ces 20 cas pour une communication, et donc d'en déduire les répartitions temporelles de chacun de ces huit protocoles. Comme les taux d'appels intérieurs et extérieurs ne sont pas forcément les mêmes, on ne calcule ces répartitions qu'entre protocoles correspondant à des appels provenant de l'intérieur et entre protocoles correspondant à des appels provenant de l'extérieur:

[illegible]

- Protocoles correspondant à des appels provenant de l'intérieur :

- 1 : 0.086
- 2 : 0.077
- 3 : 0.144
- 4 : 0.576
- 8 : 0.081
- 10 : 0.036

- Protocoles correspondant à des appels provenant de l'extérieur :

- 5 : 0.152
- 6 : 0.230
- 7 : 0.205
- 9 : 0.310
- 11 : 0.103

Remarque:

A partir de deux paramètres de la simulation qui sont les taux globaux d'appels intérieurs et d'appel extérieur, notés respectivement λ_i et λ_e , les taux d'appel de chaque protocole intérieur sont calculés en multipliant leurs proportions par λ_i , et les taux d'appels de chaque protocole extérieur sont calculés en multipliant leurs proportions par λ_e .

Pour adapter la simulation à une modélisation en deux phases, la distinction doit être faite entre les protocoles correspondant à des appels provenant du RTCP (protocoles n° 5,6,7 et 11) et le protocole n° 9, qui est le protocole multirelais arrivée, dont le taux d'appels dépend des taux d'appels des autres relais. Dans ce cas le paramètre λ_e ne doit représenter que le taux d'appels des protocoles provenant du RTCP, tandis que le taux d'appels du protocole multirelais arrivée est déterminé par la deuxième phase.

Les nouvelles proportions des protocoles provenant du RTCP sont alors:

- 5 : 0.221
- 6 : 0.333
- 7 : 0.297
- 11 : 0.149

Annexe II 3 : **Description du programme de simulation**

I Généralités

Les procédures de ce programme de simulation peuvent être rangées dans les catégories suivantes :

- Procédures modélisant une fonction réelle du relais :

- empiler
- dépiler
- réémission

- scruter-file
- ajouter-file
- retirer
- effacer

- envoie-message
- passé

- Procédures de gestion des évènements :

- compétition
- classer

- Procédures d'entrées / sorties :

- lire
- sortie

II Description fonctionnelle

II 1°) Sur la voie balise montante

Balise1 est le programme principal. Son rôle est de gérer la date et de contrôler la chronologie des événements. Il effectue également les initialisations, et les appels aux différents modules.

Dans un premier temps, la procédure compétition génère l'apparition aléatoire d'un événement. Tous les événements sont empilés (procédure empiler), et lorsqu'on détecte un changement de slot, on active la procédure dépiler qui traitera les événements de la trame.

Un événement est issu :

- soit de la procédure compétition,
- soit de la table où sont stockés les événements qui devront être réémis au bout de $10 + x$ slots (x étant un nombre aléatoire tiré de manière uniforme entre 1 et 16).

Ce choix est effectué suivant la chronologie : Un événement issu de la procédure compétition provoquera éventuellement le traitement de tous les événements de la table qui lui sont antérieurs, et il ne sera pris en compte qu'après.

II 1°) a) La procédure compétition

C'est la procédure qui gère l'évolution du système. Chaque fois qu'elle est appelée, elle tire 12 intervalles de temps suivant des lois exponentielles associées à 12 types d'événements correspondant aux 11 protocoles d'établissement de communication auxquels il faut ajouter le protocole d'inscription.

Les taux d'appels des protocoles sont calculés à partir de deux paramètres λ_e et λ_i qui représentent respectivement les taux globaux, par mobile, des appels en provenance de l'extérieur et de l'intérieur. Le taux d'appel de chaque protocole extérieur (respectivement intérieur) est obtenu en multipliant λ_e (λ_i) par la proportion de protocoles de ce type parmi tous les autres protocoles extérieurs (intérieurs) dont le calcul a été présenté en annexe II 2.

Le taux d'appels des inscriptions est connu grâce au taux moyen d'entrée et de sortie par mobile, et au nombre moyen de mobiles dans la zone.

La procédure met ces 11 événements en compétition, c'est à dire qu'elle retient celui dont l'apparition est la plus proche dans le temps.

II 1°)b) La procédure dépiler

Cette procédure rend effectifs les événements contenus dans la pile. Elle est activée à chaque changement de slot.

Une première étape consiste à retirer de la pile les événements n'occupant pas la VBM, c'est à dire les appels extérieurs. Ces derniers sont automatiquement traités par l'appel de la procédure envoie-message qui se chargera d'établir le premier message du protocole correspondant. La seconde étape consiste à dépiler les événements susceptibles d'être victimes de collisions.

Si la pile est vide après la première étape, il n'y aura pas d'occupation du slot.

Si la pile contient plus d'un événement, il y a collision. Les événements sont automatiquement réémis (procédure réémission).

Si la pile contient un seul événement, soit il échoue par fading sur la VBM (dans ce cas il est réémis), soit il réussit à passer et s'il s'agit d'un appel intérieur, la procédure envoie-message s'occupe de lancer le protocole correspondant au type de communication demandée.

II 2°) Sur la voie balise descendante

Simuler l'occupation de la VBD consiste, pour chaque appel reçu par le relais, provenant soit de l'extérieur de la zone, soit de la VBM, à calculer les dates d'émission des messages "descendants" en fonction des protocoles, de les mémoriser au moment adéquat dans les files utiles ou cycliques et de les émettre sur la VBD.

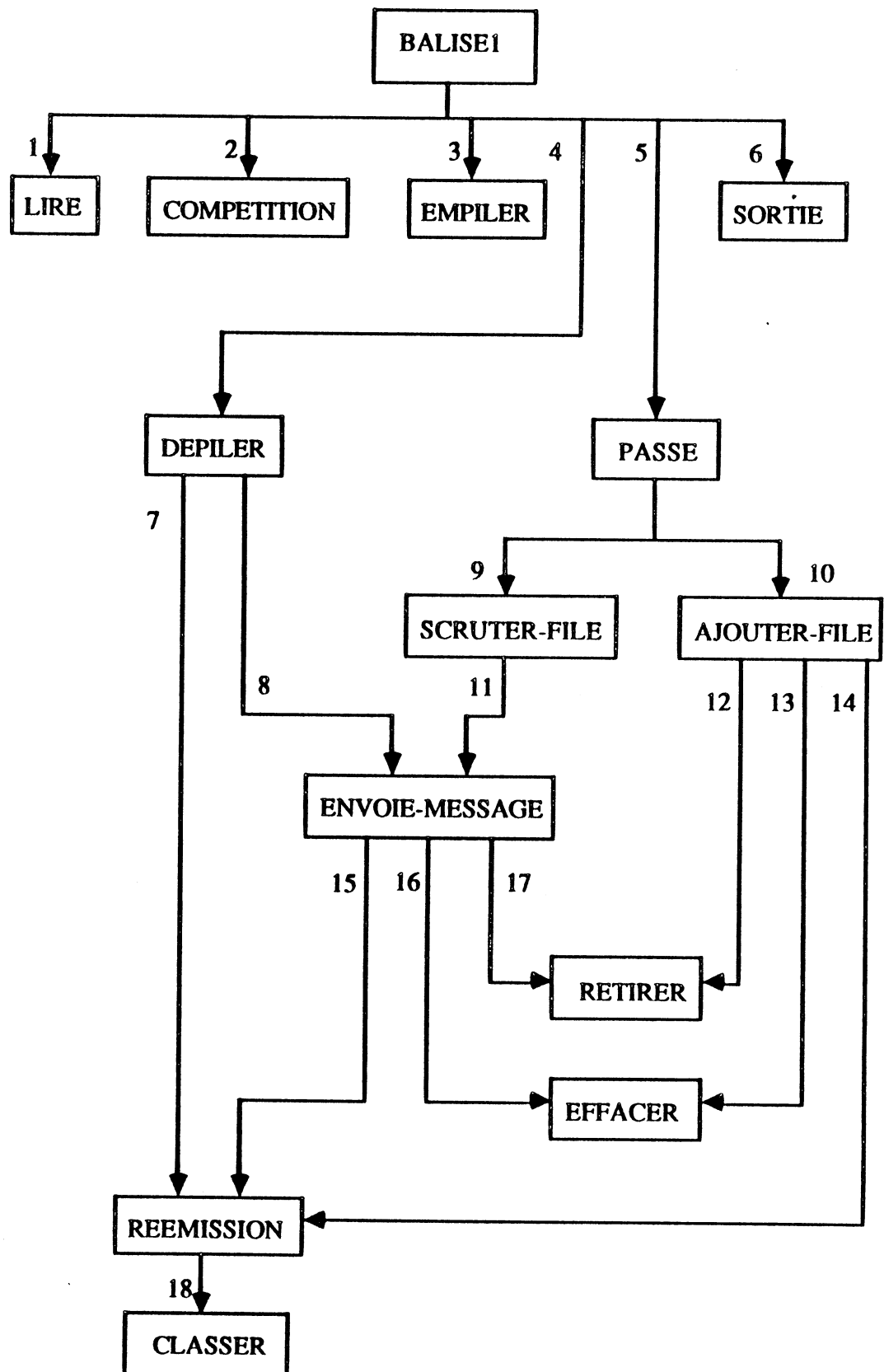
Les messages ne sont envoyés dans la file utile ou cyclique que lorsqu'on est sûr qu'aucun autre événement ne peut se produire auparavant. La file des messages en attente d'être émis permet de les mémoriser dans l'ordre chronologique (procédure envoie-message).

Du slot traité précédemment (sur la VBM) jusqu'au slot courant non inclu (on est sûr qu'aucun autre événement n'arrivera dans cette période), il faut pour chacun des slots (procédure passé):

- remplir les files utiles et cycliques avec des messages en attente dans la file des messages, dont la date correspond au numéro du slot (procédure ajouter-file).
- émettre effectivement un message de la file utile ou si la file utile est vide, un message d'attente de rappel de la file cyclique (procédure scruter-file).

L'émission effective d'un message correspond en fait à l'appel de la procédure envoie-message qui calcule le message suivant (d'après le protocole) et le range à nouveau dans la file des messages avec une date adéquate.

III Diagramme d'appel des principales procédures



- 1 : Initialisation des paramètres de la simulation. L'utilisateur a la possibilité de modifier ces valeurs.
- 2 : génération aléatoire d'un évènement.
- 3 : Mémorisation de l'évènement dans la pile (slot courant).
- 4 : traitement du slot courant.
- 5 : Traitement des appels intérieurs et extérieurs en attente d'être émis sur la VBD (rangé dans file-message).
- 6 : Impression des résultats de la simulation.
- 7 : Il y a collision sur la VBM : réémission des messages.
Une inscription ou un appel intérieur a subi le fading : réémission de ce message.
- 8 : traitement d'un appel intérieur ou d'un appel extérieur.
- 9 : Regarder si la file utile et / ou si la file cyclique est vide .
- 10 : Remplir la file utile et / ou cyclique à partir de file-message.
- 11 : La file utile n'est pas vide: envoi d'un message sur la VBD.
- 12 : Echec partiel par saturation de la file utile : retrait éventuel du message correspondant dans file-message.
- 13 : Echec partiel par saturation de la file utile : retrait éventuel du message d'attente de rappel correspondant dans file-cyclique.
- 14 : Echec partiel par saturation de la file utile: réémission de la communication.
- 15 : Echec partiel par fading sur la VBD : réémission de la communication.
- 16 : Echec partiel par fading sur la VBD : retrait éventuel du message d'attente de rappel correspondant dans file-cyclique.
- 17 : Echec partiel par fading sur la VBD : retrait éventuel du message d'attente de rappel correspondant dans file-message.
- 18 : La communication peut être réitérée : mémorisation par ordre chronologique de l'évènement réémis.

TROISIEME PARTIE

Introduction

Le travail réalisé dans cette partie a fait l'objet d'une convention avec le CNET dans le cadre du projet MARATHON, de réalisation du futur système radiotéléphonique cellulaire européen.

Tout comme la deuxième partie de cette thèse, celle ci concerne encore l'évaluation des performances des voies de signalisation des systèmes radiotéléphoniques. Dans la deuxième partie est présentée une simulation des protocoles d'établissement de communications au niveau de chaque centre de rattachement radiotéléphonique, également appelé relais. L'influence de l'ensemble du réseau sur les performances de chaque relais y est mise en évidence, et une méthode de modélisation est proposée pour permettre de prendre en compte cette influence dans la simulation de chaque relais. Toutefois, les performances des voies de signalisation d'un système radiotéléphonique dépendent aussi beaucoup de paramètres appartenant à un niveau de détail de modélisation plus "fin", et qui ont donc dû être fixés de manière arbitraire. Ceci est particulièrement le cas du phénomène de capture, qui a une influence notable sur les performances des canaux partagés en accès aléatoire, et dont la modélisation nécessite de connaître la puissance de réception (au niveau du récepteur de la station de base) des messages reçus: lorsque deux ou plusieurs messages entrent en collision sur un canal en accès aléatoire, le plus puissant peut éventuellement être correctement capté, si la somme des puissances des autres émissions est suffisamment faible pour que la perturbation engendrée sur le signal le plus puissant soit comparable à du bruit.

Dans le chapitre I nous présentons un modèle théorique de ce phénomène, établi par R. Thomas et G. Fayolle en [FAY 87], qui est basé sur une discrétisation du niveau de puissance capté par la station de base, en un certain nombre, p , de couches de puissance. Les conditions nécessaires de stabilité qui, entre autres résultats, ont été trouvées pour des contrôles des retransmissions de deux types, sont également présentées.

Il est ensuite montré comment peuvent être définies des couches de puissance à partir de la fonction de répartition de la loi de la puissance reçue par la station de base, qui est le produit d'un amortissement dû à la distance, et d'une perturbation due aux obstacles.

Il est alors montré par simulations que la prise en compte des hypothèses utilisées dans le modèle théorique impose (à cause de la fonction de répartition de la loi des puissances), de choisir une répartition en deux couches de puissance. La répartition permettant de maximiser les conditions nécessaires de stabilité établies en [FAY87] est enfin calculée pour ce cas.

Dans le chapitre II, nous décrivons un algorithme de contrôle des retransmissions dont l'intérêt est d'être adapté à cette répartition en couches. Il s'agit en fait de plusieurs algorithmes, qui sont chacun adaptés à une couche, et qui prennent en compte dans leurs décisions, les performances des couches voisines. Les valeurs des paramètres de cet algorithme sont, pour la plupart établis de manière empirique; la valeur à laquelle le trafic doit être asservi lorsque le système est en pleine charge est un paramètre important, et nous déterminons par simulations d'une part, et par itérations d'une méthode de résolution approximative, la valeur de ce paramètre permettant, lorsque le système est en pleine charge, d'optimiser le débit de sortie instantané.

Nous avons simulé deux types de canaux contrôlés par cet algorithme :

- Le premier, dont la description de la simulation peut être trouvée en annexe III 1, est un canal "slotted" ALOHA pur.
- Le second, dont la description de la simulation peut être trouvée en annexe III 2, est partagé dynamiquement entre deux modes de fonctionnement : dans le mode de réservation le canal est accédé suivant un protocole "slotted" ALOHA; dans le mode réservé, les slots sont réservés à la dernière station mobile qui a émis un paquet avec succès, ou bien même à une station mobile particulière interrogée par la station de base.

Dans le chapitre III sont donnés des résultats de ces simulations, montrant l'intérêt du contrôle des retransmissions adapté au phénomène de capture par rapport à l'absence de contrôle d'une part, et par rapport à un contrôle ne prenant pas en compte la capture, d'autre part. Enfin sont comparées les performances du canal avec réservation dynamique de slot par rapport à un canal avec réservation statique.

Chapitre I

Le phénomène de capture

Dans ce chapitre, nous présentons le phénomène de capture, le modèle mathématique, basé sur une discrétisation des niveaux de puissance, proposé par R. Thomas et G. Fayolle en [FAY87], et les conditions nécessaires de stabilités qui en ont été déduites.

Nous définissons ensuite les couches de puissance à partir de la loi de probabilité de la puissance captée.

Enfin, nous montrons que la vérification des hypothèses posées en [FAY87] impose, compte tenu de la fonction de répartition de la loi des puissances, une répartition en deux couches de puissance pour laquelle les conditions nécessaires de stabilité sont maximisés.

I.1 Généralités

Dans tous les systèmes radiotéléphoniques, la voie balise montante constitue une ressource critique qui doit être accédée suivant un protocole d'accès multiple adéquat. Pour le futur réseau cellulaire numérique européen comme pour de nombreux autres systèmes radiotéléphoniques, c'est un protocole "slotted" ALOHA qui a été adapté pour accéder à la voie balise montante.

Les conditions nécessaires de stabilité établies par Fayolle, Gelenbe, Labetoulle et Bastin en [10] montrent l'instabilité d'un canal ALOHA en l'absence de contrôle. Il est également démontré que pour un contrôle tel que les probabilités de retransmission restent inversement proportionnelles au nombre de paquets bloqués, le canal reste stable pour un débit d'entrée inférieur à $1/e$.

Toutefois, le phénomène de capture n'est pas pris en compte dans cette étude. Il est en effet admis dans le modèle adopté en [10] et dans diverses autres études [9,11,19,20] que quand plusieurs émetteurs envoient simultanément leurs paquets, ceux-ci sont perdus : il y a

collision, et le récepteur ne percevra que du bruit. Or, dans les systèmes de communication radioélectrique entre mobiles il est très fréquemment observé qu'en cas de collision le signal le plus puissant est correctement capté par la station de base, les autres signaux ne jouant alors que le rôle d'un bruit. Ceci est dû à la très grande diversité des niveaux de puissance de réception qui s'explique par la répartition géographique des mobiles sur des zones de taille relativement grande (d'un diamètre de l'ordre de la dizaine de kilomètres) et par la présence sur ces zones de multiples obstacles à la propagation des ondes (bâtiments en milieu urbain, relief...)

Lorsque n émissions de puissance $P_1, P_2, \dots, P_n$ entrent en collision, il y a capture du message le plus puissant, lorsque le rapport de sa puissance à la somme de toutes les autres, $\frac{P_k}{\sum_{i \neq k} P_i}$ est supérieur à un certain seuil, caractéristique du récepteur.

Diverses études ont d'abord été réalisées sur ce phénomène en s'appuyant sur l'hypothèse fautive, selon laquelle le trafic total constitué par les nouvelles émissions et par les retransmissions, correspondait à un processus poissonnien [ROB75, MET76, ABR77].

En [NAM84] C. Namislo reprend en l'adaptant au cas où le phénomène de capture se produit, une étude de l'instabilité d'un canal ALOHA réalisée en [CAR75] par A B Carleial et M E Hellman (cf aussi [KLE75]) à partir d'une analyse de l'espérance mathématique de la dérivée du nombre de bloqués, et que nous avons déjà mentionné dans le chapitre IV de la première partie de cette thèse.

Le cas étudié correspond à un système non contrôlé comportant un nombre fini N de mobiles émetteurs, et le modèle utilisé est une chaîne de Markov finie dont chaque état est défini par le nombre courant de bloqués. Les probabilités de transition de cette chaîne sont alors redéfinies à partir de probabilités de capture q_i , représentant la probabilité pour que, parmi i émissions simultanées, la plus puissante d'entre elles soit capturée. A partir de l'état d'équilibre ainsi obtenu, une analyse de la dérivée du nombre de bloqués met en évidence une position d'équilibre stable unique proche du nombre moyen de bloqué. Ce résultat intéressant doit être pondéré par deux considérations : D'une part, il ne correspond qu'au cas fini, d'autre part les probabilités de capture utilisées dans cette analyse sont plutôt optimistes lorsque le nombre d'émissions simultanées devient grand ($q_i \approx 0.45$ pour $i \geq 10$) (cf II 2.1.3 : Détermination des probabilités de capture par simulation).

Citons d'autre part les travaux de I.Cidon et M.Sidi qui, en [CID75] présentent une adaptation de protocoles de résolution de collision en arbre [CAP79], au phénomène de

capture, dans les deux cas où la station centrale peut, ou ne peut pas, faire la distinction entre un slot avec succès et un slot avec capture. Citons également ceux de R.Nelson et L.Kleinrock [NEL84] qui ont analysé des modèles du phénomène de capture dans le cadre d'un réseau "multisaut", accédé suivant un protocole "slotted" ALOHA.

I 2 Discrétisation en couches de puissance: Conditions de stabilité

Dans une étude plus récente [FAY87] G.Fayolle et R.Thomas introduisent un modèle du phénomène de capture basé sur une discrétisation de la puissance captée par la station de base, en p niveaux indicés de 1 à p par puissance décroissante. Il y est supposé que la capture a toujours lieu entre deux émissions appartenant à des couches différentes, et n'a jamais lieu à l'intérieur d'une même couche.

L'état du système à chaque instant t est donc représenté par un vecteur à p composantes:

$$\vec{N}(t) = (N_1(t), N_2(t), \dots, N_p(t)),$$

où $N_i(t)$ représente le nombre de bloqués du niveau i à l'instant t . L'étude de la chaîne de Markov multidimensionnelle modélisant un tel système permet aux auteurs d'établir des conditions nécessaires de stabilité pour deux types de politiques de contrôle des retransmissions (PCR)

$$\text{- PCR décentralisée : } f_i[\vec{N}(t)] = \frac{a_i}{N_i(t)}$$

$$\text{- PCR centralisée : } f_i[\vec{N}(t)] = \frac{a_i}{\sum_{s=1}^p N_s(t)}$$

$f_i[\vec{N}(t)]$ représente la probabilité de retransmission des paquets de niveau i lorsque le système est dans l'état $\vec{N}(t)$.

Ces conditions nécessaires appliquées à des processus poissonniens, imposent aux taux d'arrivées de chaque niveau k , λ_k , de vérifier les inégalités suivantes :

$$\lambda_k < (1 - \epsilon_k) (a_k + \lambda_k) e^{-a_k - \sum_{j=1}^k \lambda_j}, \quad 1 \leq k \leq p, \text{ pour une PCR décentralisée}$$

$$\text{et } \lambda_k < (1 - \epsilon_k) e^{-1 - \sum_{l=1}^{k-1} \lambda_l}, \quad 1 \leq k \leq p, \text{ pour une PCR centralisée}$$

où ε_k représente la probabilité pour que le paquet ne soit pas reçu pour des causes physiques (interférences, parasites).

Remarque

Comme il est démontré en [FAY87] que la valeur de a_k permettant de maximiser la condition nécessaire de stabilité appliquée à λ_k est $a_k = 1 - \lambda_k$, les conditions nécessaires pour une PCR décentralisée deviennent identiques à celles établies pour une PCR centralisée.

Des conditions suffisantes de stabilité sont également établies, mais aucune forme explicite ne peut en être fournie.

Des conditions nécessaires et suffisantes de stabilité sont établies dans le cas particulier d'une répartition en deux couches, pour une PCR décentralisée. Dans le cas de processus poissonnien, et en prenant $a_k = 1 - \lambda_k$ pour $k = 1, 2$ ces conditions sont alors les suivantes:

$$\lambda_1 < (1 - \varepsilon_1) e^{-1}$$

$$\lambda_2 < (1 - \varepsilon_2) e^{-1 - \lambda_1} \cdot E \left[\left(1 - \frac{1 - \lambda_1}{N_1(t)} \right)^{N_1(0)} \right]$$

où l'espérance mathématique est calculée à partir de la mesure invariante de la variable $N_1(t)$, N_1 représentant une chaîne de Markov unidimensionnelle ergodique si la première condition est vérifiée.

I 3 Définition des couches de puissance.

I 3.1 Loi de la puissance reçue par la station de base.

La puissance P reçue par la station de base est égale au produit de deux facteurs, l'un, A , dû à l'éloignement du mobile émetteur, et l'autre, M , dû aux obstacles:

$$P = A \cdot M$$

avec $A = D^{-\alpha}$, où D représente la distance entre le mobile émetteur et la station de base.

On admet que les mobiles sont uniformément distribués sur la surface de la cellule, supposée

circulaire de rayon 1. Par conséquent D admet pour densité $f_D(x) = 2x \mathbb{1}_{[0,1]}(x)$.

M est telle que Log M suit une loi normale de moyenne nulle et d'écart type σ .

Remarque:

On note Log M le logarithme népérien de la variable M, son logarithme décimal étant noté quant à lui log M.

Les variables A et M sont indépendantes, et les valeurs de α et de σ (estimées en milieu urbain) sont: $\alpha=3.5$; $\sigma=1.38$.

I 3.2 Loi de Log P

$$\text{Log } P = -\alpha \text{Log } D + \text{Log } M,$$

$$\text{et } \log P = -\frac{\alpha}{\text{Log } 10} \text{Log } D + \frac{\text{Log } M}{\text{Log } 10}.$$

$$\text{Or } \text{Log } M \sim N(0, \sigma^2) \Rightarrow \log M = \frac{\text{Log } M}{\text{Log } 10} \sim N\left(0, \left(\frac{\sigma}{\text{Log } 10}\right)^2\right).$$

On constate donc que la loi de log P se déduit directement de celle de Log P en remplaçant les constantes α et σ par :

$$\frac{\alpha}{\text{Log } 10} = 1.52, \text{ et } \frac{\sigma}{\text{Log } 10} = 0.6.$$

Calcul de la fonction de répartition de Log P:

$$\text{Log } P = -\alpha \text{Log } D + \text{Log } M.$$

$$\text{Log } M \sim N(0, \sigma^2): \text{ La fonction de densité de Log } M \text{ est donc } f_M(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma^2}} e^{-\frac{x^2}{2\sigma^2}}.$$

$$\text{La fonction de densité de D est: } f_D(x) = 2x \mathbb{1}_{[0,1]}(x)$$

On démontre que la fonction de répartition de Log P est:

$$H(x) = F\left(\frac{x}{\sigma}\right) - e^{-\frac{2\sigma^2}{\alpha^2}} e^{-\frac{2x}{\alpha}} F\left(\frac{x}{\sigma} - \frac{2\sigma}{\alpha}\right)$$

Par conséquent la fonction de répartition de log P est :

$$G(x) = F\left(\frac{x \text{ Log } 10}{\sigma}\right) - e^{-\frac{2\sigma^2}{\alpha^2}} e^{-\frac{2x}{\alpha}} F\left(\frac{x \text{ Log } 10}{\sigma} - \frac{2\sigma}{\alpha}\right)$$

Calcul de l'espérance et de la variance de la loi de Log P

$$E[\text{Log } P] = -\alpha E[\text{Log } D] + E[\text{Log } M] = -\alpha E[\text{Log } D] = -\alpha \int_0^1 2u \text{Log}(u) du = \frac{\alpha}{2} = 1.75$$

$\text{Var}(\text{Log } P) = \text{Var}(-\alpha \text{Log } D) + \text{Var}(\text{Log } M)$, car les deux lois sont indépendantes,

$$= \text{Var}(-\alpha \text{Log } D) + \sigma^2$$

$$\text{Or } E[(-\alpha \text{Log } D)^2] = \alpha^2 \int_0^1 2u (\text{Log } u)^2 du = \frac{\alpha^2}{2}$$

$$\text{d'où } \text{Var}(-\alpha \text{Log } D) = \frac{\alpha^2}{4},$$

$$\text{d'où finalement } \text{Var}(\text{Log } P) = \frac{\alpha^2}{4} + \sigma^2 = 4.97$$

Il en découle que :

$$E[\log P] = \frac{\alpha}{2 \text{Log } 10} = 0.76, \text{ et } \text{Var}[\log P] = \left(\frac{\alpha}{2 \text{Log } 10}\right)^2 + \left(\frac{\sigma}{\text{Log } 10}\right)^2 = 0.94$$

I 3.3 Répartition en couches

Notons P_1 une puissance "maximale" . Nous proposons que la première couche corresponde à k_1 dB d'affaiblissement au plus, la i -ième couche à un affaiblissement compris entre k_{i-1} et k_i dB, et la p -ième et dernière couche à un affaiblissement supérieur à k_{p-1} dB.

Notons P la puissance reçue par la station de base :

$$\left\{ \begin{array}{ll} \text{Si } 10 \log \frac{P_1}{P} \leq k_1 & , \text{ le mobile émetteur appartient à la } 1^{\text{ère}} \text{ couche.} \\ \text{Si } k_{i-1} \leq 10 \log \frac{P_1}{P} \leq k_i & , \quad " \quad \text{à la } i^{\text{ème}} \text{ couche. } (2 \leq i \leq p-1) \\ \text{Si } k_{p-1} \leq 10 \log \frac{P_1}{P} & , \quad " \quad \text{à la } p^{\text{ème}} \text{ couche.} \end{array} \right.$$

Donc :

$$\left\{ \begin{array}{l} \text{Pour la } 1^{\text{ère}} \text{ couche : } \log P_1 - \frac{k_1}{10} \leq \log P , \\ \text{Pour la } i^{\text{ème}} \text{ couche : } \log P_1 - \frac{k_i}{10} \leq \log P \leq \log P_1 - \frac{k_{i-1}}{10} \quad (2 \leq i \leq p-1) , \\ \text{Pour la } p^{\text{ème}} \text{ couche : } \log P \leq \log P_1 - \frac{k_{p-1}}{10} \end{array} \right.$$

D'où en notant q_i la probabilité d'appartenir à la i -ième couche :

$$\left\{ \begin{array}{l} q_1 = 1 - G\left(\log P_1 - \frac{k_1}{10}\right) \\ q_i = 1 - G\left(\log P_1 - \frac{k_{i-1}}{10}\right) - G\left(\log P_1 - \frac{k_i}{10}\right), \quad (2 \leq i \leq p-1) \\ q_p = 1 - G\left(\log P_1 - \frac{k_{p-1}}{10}\right) \end{array} \right.$$

Remarques:

1°) Pour le choix de $\log P_1$, on pourra prendre :

$E[\log P] + k \sqrt{\text{Var}(\log P)}$, avec k "suffisamment grand".

2°) Le calcul des q_i nous servira au paragraphe suivant, pour connaître, lorsque la répartition optimum en deux couches aura été choisie, le seuil d'affaiblissement en deçà duquel les émetteurs appartiendront à la deuxième couche.

I 4 Application à une répartition en deux couches de puissance : Recherche d'une répartition optimum

I 4.1 Justification d'une répartition en deux couches de puissance

Soit p , le nombre de couches, λ_k le taux d'arrivée supposé poissonnien, pour chaque couche k , et ϵ_k la probabilité pour qu'un signal de la couche k soit perdu pour des raisons de fading.

Les p conditions nécessaires démontrées par Fayolle et Thomas en [FAY87] sont les suivantes:

$$\lambda_k \leq (1-\epsilon_k) e^{-\sum_{i=1}^{k-1} \lambda_i}, \quad k \in \{1, \dots, p\}$$

Ces conditions nécessaires sont basées sur deux hypothèses simplificatrices :

- La première est que la politique de contrôle des retransmissions appliquée est du type:

$$f_k = \frac{a_k}{n_k}, \text{ ou } f_k = \frac{a_k}{\sum_{i=1}^p n_i}.$$

Ceci ne peut bien sûr pas être le cas de l'algorithme appliqué, car la station de base ne peut pas connaître le nombre n_k de mobiles bloqués dans chaque couche k . Cependant, les résultats de simulation de l'algorithme de contrôle représentés sur la figure I 1 ci-dessous indiquent que la quantité $n_k f_k$ a tendance à se stabiliser lorsque le nombre de mobiles bloqués devient grand, et qu'ainsi on se trouve dans des conditions relativement proches de celles définies par la première hypothèse.

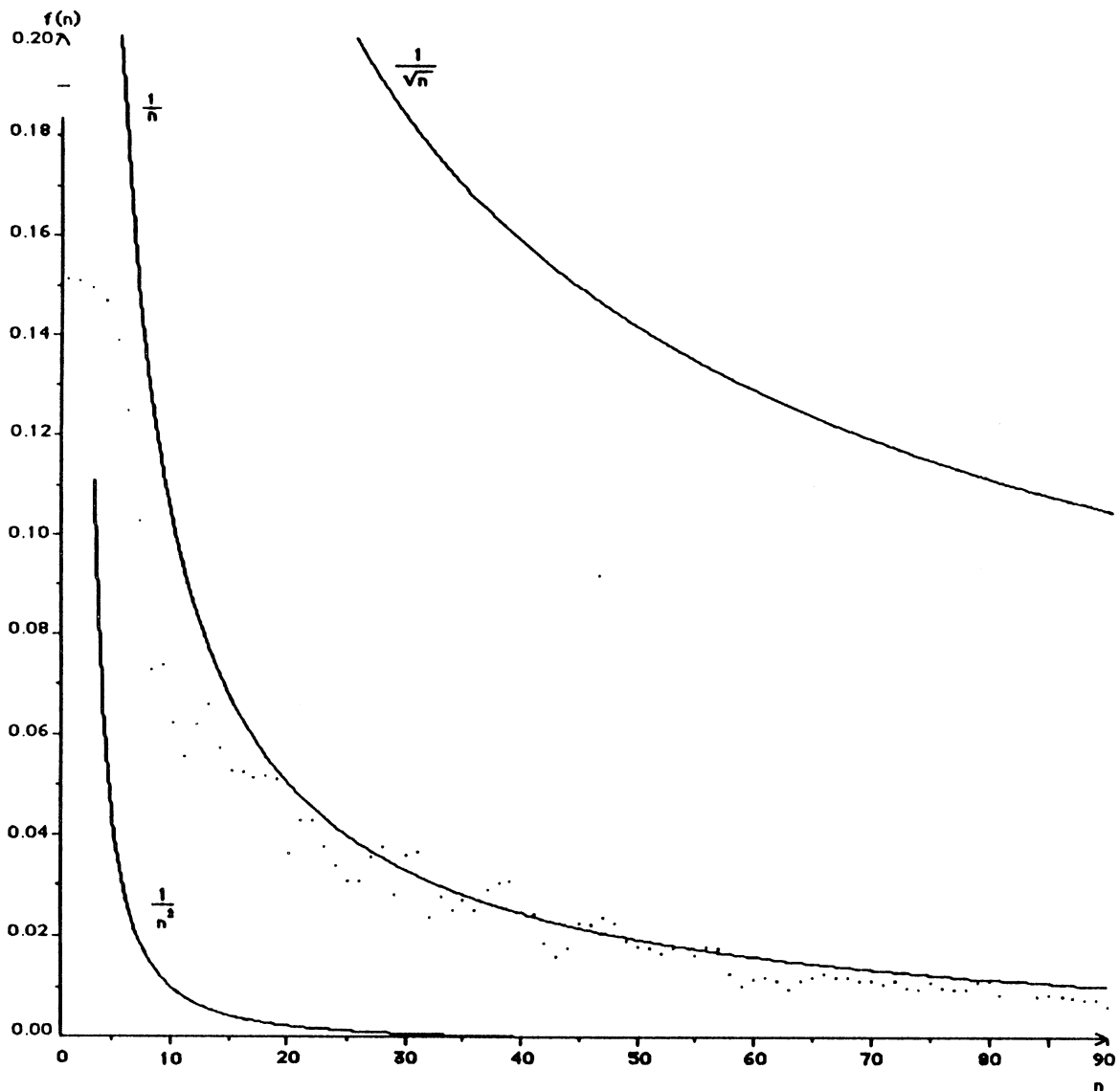


figure I 1: Probabilité de retransmission en fonction du nombre de bloqués
 (Les points représentent les résultats de simulation de l'algorithme présenté au chapitre II;
 Les courbes servent d'éléments de comparaison)

- La seconde est que la capture n'ait lieu qu'exclusivement entre un mobile de la première couche et un ou plusieurs mobiles des couches inférieures.

Or dans la réalité, la capture a lieu lorsque le rapport signal / bruit de l'émission la plus puissante sur la somme de toutes les autres est supérieur à un certain seuil qui n'est fonction que de la sophistication du récepteur de la station de base et qui peut actuellement être estimé à 10 dB.

Par conséquent l'émission d'un mobile de la première couche pourra entrer en collision avec une ou plusieurs émissions de la seconde couche si l'affaiblissement de celle(s) ci par rapport à la première est inférieur à 10 dB, d'où l'intérêt de choisir des couches suffisamment larges pour éviter que ceci ne se produise trop souvent. Cependant un compromis doit être trouvé quant à la taille de ces couches, car plus elles sont larges, et plus il devient probable que la capture ait lieu entre des mobiles appartenant à la même couche.

La figure I 2, page suivante, obtenue par simulation en utilisant le générateur aléatoire de la loi des puissances présenté en annexe générale I représente deux courbes :

- La courbe décroissante représente la probabilité pour que le phénomène de capture entre couches ne se produise pas, en fonction de la largeur de celles ci :

Deux couches de largeur L dB, sont définies de la manière suivante:

Une émission de puissance P appartient à la couche inférieure si $\log P \in [M-L / 10, M]$

Une émission de puissance P appartient à la couche supérieure si $\log P \in [M, M+L / 10]$

où $M = \frac{\alpha}{2 \log 10} = 0.76$ représente la moyenne de la loi de log P.

Cette courbe représente pour différentes valeurs de L, et pour des taux d'arrivées dans chaque couche égaux à 0.2, la probabilité pour qu'un paquet émis dans la couche supérieure soit brouillé par une ou plusieurs émissions de la couche inférieure.

- La courbe croissante représente la probabilité pour que le phénomène de capture se produise à l'intérieur d'une couche, en fonction de la largeur de celle ci :

Une couche de largeur L dB est définie de la manière suivante :

Une émission de puissance P appartient à cette couche si $\log P \in [M-L / 20, M+L / 20]$

Cette courbe représente pour différentes valeurs de L, et pour un taux d'arrivée dans cette couche égal à 0.4, la probabilité pour qu'un paquet soit capturé alors qu'il aurait dû entrer en collision avec une ou plusieurs émissions de la même couche.

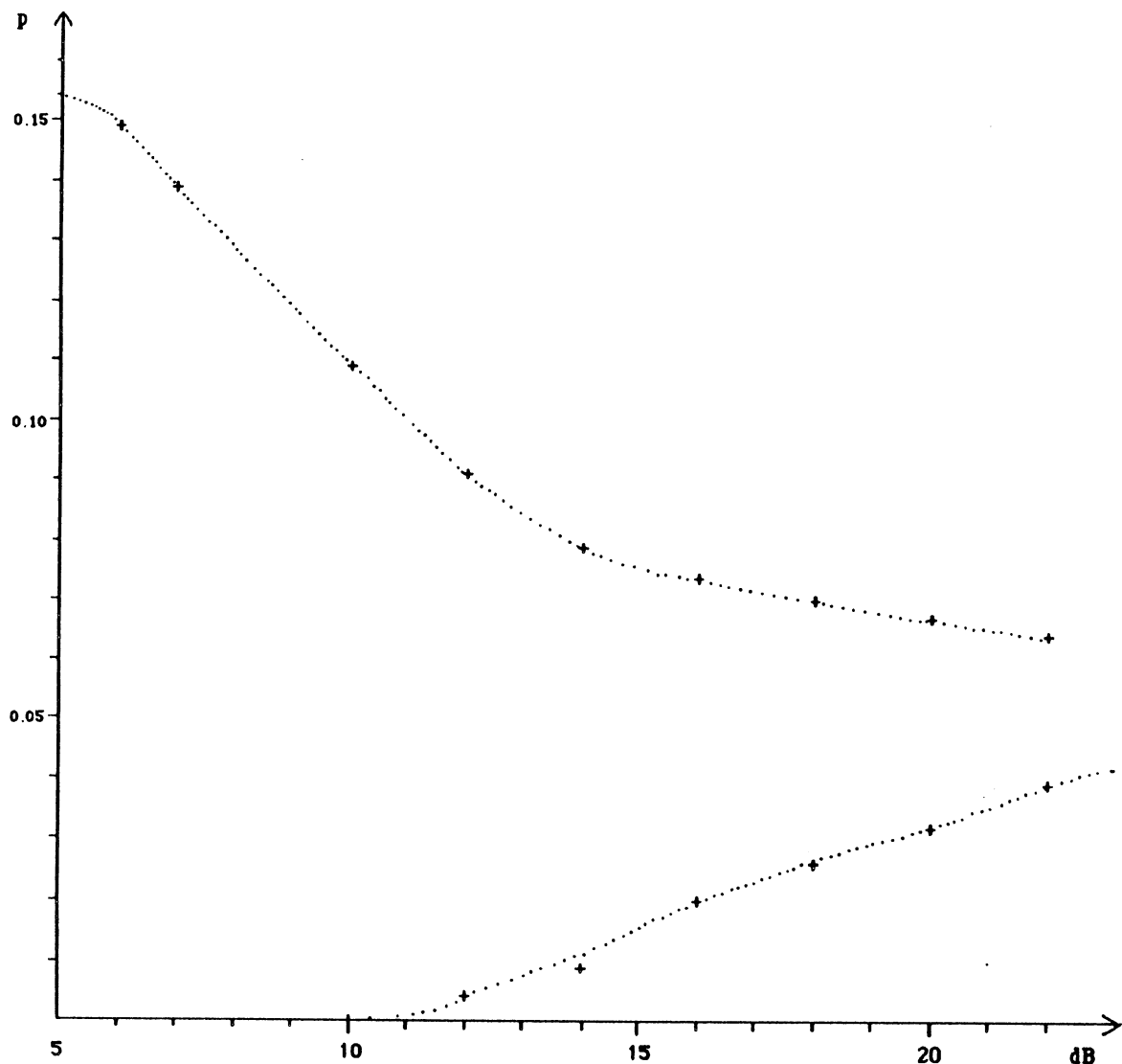


figure I 2:

Probabilité de capture à l'intérieur d'une couche (courbe croissante)
et probabilité de non-capture entre deux couches (courbe décroissante)
en fonction du diamètre de la couche (en dB)

Au vu de ces résultats, une largeur de 20 dB semble être un bon compromis pour s'approcher au mieux des conditions définies par la seconde hypothèse. Or comme environ 90% des valeurs de la puissance reçue par la station de base se trouvent dans une plage de 30 dB de diamètre, centrée autour de la moyenne, une répartition en deux couches semble être intéressante.

I 4.2 Recherche d'une répartition optimum

Les conditions étant choisies de manière à approximer au mieux les conditions d'application du théorème donnant des conditions nécessaires de stabilité, nous nous proposons de déterminer quelle répartition des couches de puissance nous donnera les conditions les moins restrictives, c'est à dire celles qui autoriseront les plus grandes valeurs possibles des taux d'arrivées partiels sur chaque couche. Il est démontré en [FAY87] que la valeur de a_k permettant de maximiser ces bornes supérieures est $a_k = 1 - \lambda_k$, et dans ce cas les conditions sont indépendantes du fait que la politique de contrôle soit centralisée ou décentralisée.

Pour deux couches, ces conditions sont les suivantes:

$$\begin{cases} \lambda_1 < (1 - \epsilon_1) e^{-1} \\ \lambda_2 < (1 - \epsilon_2) e^{-1 - \lambda_1} \end{cases}$$

Soit $p_1=p$ et $p_2=1-p$ les probabilités d'appartenir à la première ou à la deuxième couche.

En désignant par $\lambda=\lambda_1+\lambda_2$ le taux d'entrée global, on peut écrire:

$$\begin{cases} \lambda_1 = \lambda p \\ \lambda_2 = \lambda (1-p) \end{cases}$$

Les conditions nécessaires de stabilité deviennent alors :

$$\begin{cases} f_1(\lambda, p) = \frac{\lambda p}{1 - \epsilon_1} \leq \frac{1}{e} \\ f_2(\lambda, p) = \frac{\lambda (1 - p) e^{\lambda p}}{1 - \epsilon_2} \leq \frac{1}{e} \end{cases}$$

Le problème posé est de trouver la valeur de p permettant d'obtenir le plus grand λ satisfaisant les deux conditions nécessaires.

Théorème :

La valeur p^* de p permettant d'obtenir un débit global λ^* maximum satisfaisant les conditions nécessaires de stabilité du canal est donné par :

$$p^* = \left(1 + \frac{1-\epsilon_1}{1-\epsilon_2} e^{\frac{\epsilon_1-1}{e}} \right)^{-1}$$

$$\text{On a alors } \lambda^* = \frac{1-\epsilon_1}{e} + \frac{1-\epsilon_2}{e} e^{\frac{\epsilon_1-1}{e}}.$$

Démonstration :

Les deux fonctions f_1 et f_2 étant croissante en λ , le problème est donc de trouver :

$$\lambda = \max_{p \in [0,1]} (\min(\lambda_1, \lambda_2)), \text{ avec } \begin{cases} f_1(\lambda_1, p) = \frac{\lambda_1 p}{1-\epsilon_1} \leq \frac{1}{e} \\ f_2(\lambda_2, p) = \frac{\lambda_2 (1-p) e^{\lambda_1 p}}{1-\epsilon_2} \leq \frac{1}{e} \end{cases}$$

$$\text{On aura } \min(\lambda_1, \lambda_2) = \lambda_1 \text{ si } \begin{cases} f_1(\lambda_1, p) = \frac{\lambda_1 p}{1-\epsilon_1} = \frac{1}{e} \Rightarrow \lambda_1 = \frac{1-\epsilon_1}{ep} \\ f_2(\lambda_1, p) = \frac{\lambda_1 (1-p) e^{\lambda_1 p}}{1-\epsilon_2} \leq \frac{1}{e} \end{cases}$$

$$\text{d'où } \frac{1-\epsilon_1}{ep} \frac{(1-p) e^{\frac{1-\epsilon_1}{e}}}{1-\epsilon_2} \leq \frac{1}{e}$$

$$\text{d'où } \frac{1-p}{p} \leq \frac{1-\varepsilon_2}{1-\varepsilon_1} e^{\frac{\varepsilon_1-1}{e}}$$

$$\text{d'où finalement } p^* = \left(1 + \frac{1-\varepsilon_2}{1-\varepsilon_1} e^{\frac{\varepsilon_1-1}{e}} \right)^{-1} \leq p \leq 1.$$

$$\text{et } \lambda_1^* = \max_{p \in [p^*, 1]} [\min(\lambda_1, \lambda_2)] = \max_{p \in [p^*, 1]} \lambda_1 = \max_{p \in [p^*, 1]} \left(\frac{1-\varepsilon_1}{ep} \right) = \frac{1-\varepsilon_1}{e} + \frac{1-\varepsilon_2}{e} e^{\frac{\varepsilon_1-1}{e}}.$$

$$\text{D'autre part on aura } \min(\lambda_1, \lambda_2) = \lambda_2 \text{ si } \begin{cases} f_1(\lambda_2, p) = \frac{\lambda_2 p}{1-\varepsilon_1} \leq \frac{1}{e} \\ f_2(\lambda_2, p) = \frac{\lambda_2 (1-p) e^{\lambda_2 p}}{1-\varepsilon_2} = \frac{1}{e} \end{cases}$$

$$\text{et donc } \max_{p \in [0, p^*]} [\min(\lambda_1, \lambda_2)] = \max_{p \in [0, p^*]} \lambda_2.$$

$$\text{Or } \frac{\partial f_2}{\partial \lambda \partial p} = \frac{1}{1-\varepsilon_2} [(1-p) e^{\lambda p} + \lambda (1-p) p e^{\lambda p}] d\lambda + \frac{1}{1-\varepsilon_2} [\lambda^2 (1-p) e^{\lambda p} - \lambda e^{\lambda p}] dp = 0$$

quand la contrainte $f_2(\lambda, p) = \frac{1}{e}$ est vérifiée, c'est à dire pour $p \in [0, p^*]$

$$\text{On en déduit que } \frac{d\lambda}{dp} = \frac{\lambda[1-\lambda(1-p)]}{(1-p)(1+\lambda p)} \geq 0 \text{ sur la courbe } f_2(\lambda, p) = \frac{1}{e}, \text{ car } \lambda(1-p) = \frac{1-\varepsilon_2}{e^{1+\lambda p}} < 1$$

et par conséquent la valeur maximum de λ pour $p \in [0, p^*]$ est également obtenue avec $p=p^*$.

Exemple:

Dans le cas $\epsilon_1 = \epsilon_2 = 0$, on obtient $p^* = \frac{1}{1+e^{-\frac{1}{e}}} = 0.59$, et $\lambda^* = \frac{1+e^{-\frac{1}{e}}}{e} = 0.622$.

Si nous voulons définir deux couches telles que la probabilité d'appartenance d'un mobile à la première couche soit $p = p^* = 0.59$, et celle de la deuxième couche soit donc 0.41, il est nécessaire de déterminer à partir de quel affaiblissement de la puissance reçue par la station de base par rapport à une puissance maximale, le mobile émetteur est classé dans la deuxième couche.

Cette puissance "maximale", P_1 , sera définie de la manière suivante:

$$\log P_1 = E[\log P] + k \sqrt{\text{Var}(\log P)}$$

En choisissant $k=2$, on obtient $\log P_1 = 2.7$, et $\text{Proba}(P > P_1) < 5 \cdot 10^{-4}$

On doit donc avoir:

$$1 - G\left(\log P_1 - \frac{k_1}{10}\right) = 0.59 \text{ soit } \log P_1 - \frac{k_1}{10} \approx 0.46$$

d'où pour la première couche, un affaiblissement maximum de $k_1 \approx 22.4$ dB par rapport à sa puissance maximale.

Les résultats de simulation représentés sur la figure I 3 ci dessous confirment l'estimation que nous avons donnée d'une répartition optimale en deux couches .Ces courbes indiquent des temps moyens de recouvrement à partir de 100 paquets initialement bloqués (c'est à dire les temps moyens pour que l'on passe en dessous de 90 bloqués, de 80 bloqués, etc...). Ces moyennes sont effectuées sur dix simulations. Trois courbes sont représentées, correspondant aux répartitions suivantes définies par la proportion p de paquets appartenant à la première couche : $p=0.5$; $p=0.59$; $p=0.7$.

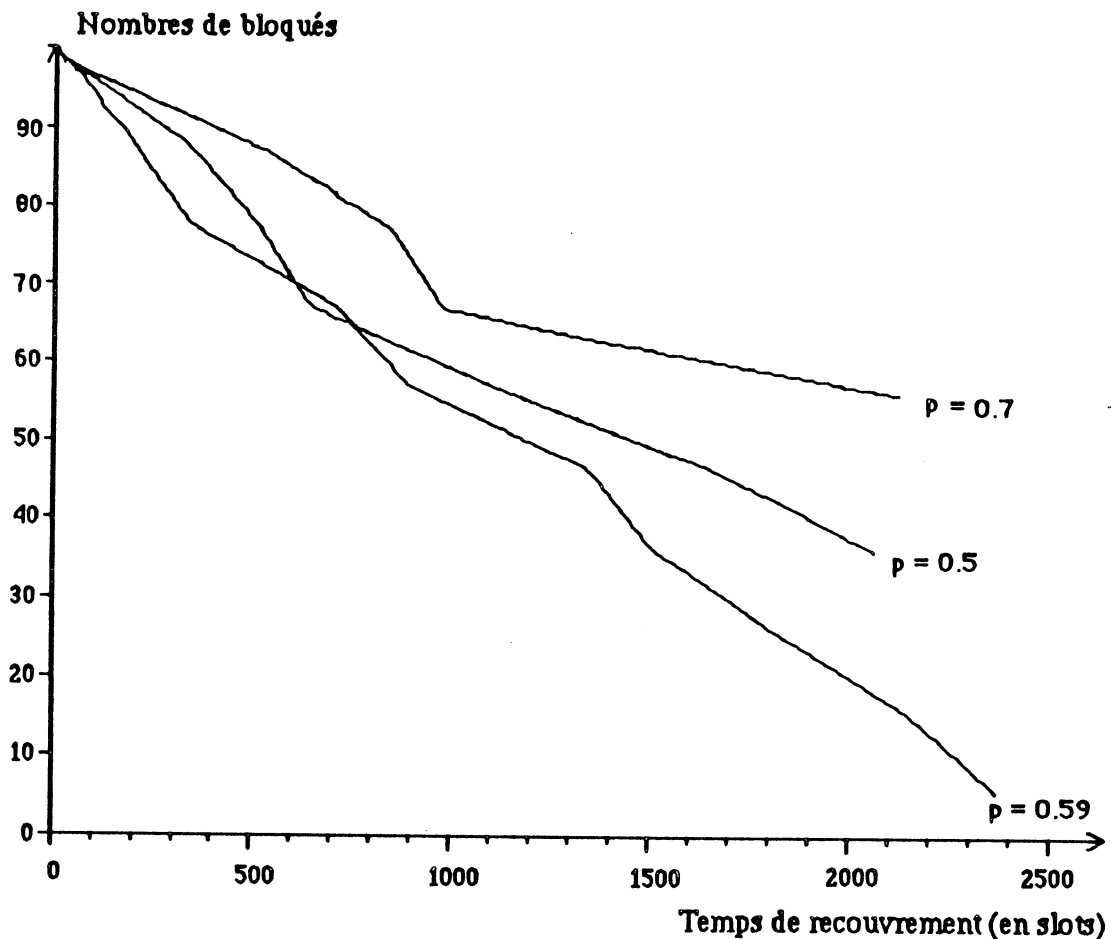


figure I 3:
Temps de recouvrement pour différentes répartition des couches
 (p représente la proportion de paquets appartenant à la première couche)

Chapitre II:

Un algorithme de contrôle adapté à la capture

II.1 Description de l'algorithme

Le principe de cet algorithme de résolution des collisions est d'agir de manière différenciée en fonction des niveaux de puissance, sur les probabilités de retransmission de ces niveaux, en prenant en compte trois paramètres dont des estimations statistiques peuvent être fournies par la station de base. Ces paramètres sont :

- Le taux d'inactivité, $\hat{p}$, qui correspond à la proportion de slots inutilisés.
- Le débit instantané de la couche i , noté D_i .
- Le débit instantané de la couche immédiatement inférieure, soit D_{i+1} (si $i < p$).

Cet algorithme obéit à deux conditions:

La première condition est que si l'activité générale est trop forte (ce qui correspond à un taux d'inactivité trop faible), il faut diminuer les probabilités de retransmission d'une couche dans deux cas:

- Si le débit de cette couche chute en dessous d'un seuil minimum, car dans ce cas, si le taux d'activité général est fort alors que le débit de sortie de cette couche est faible, il est probable que le nombre de mobiles bloqués dans cette couche est grand.
- Si le débit de la couche immédiatement inférieure (soit $i+1$) chute en dessous du seuil minimum, car dans ce cas, si le débit de la couche i est correct, c'est que les émissions au niveau de cette couche occultent par capture les émissions de la couche inférieure.

La seconde condition est que l'algorithme augmentera les probabilités de retransmission d'une couche dans deux cas:

- D'abord quand le taux d'activité est trop faible, à condition que ce ne soit pas cette couche qui occulte les émissions des couches inférieures.
- Ou ensuite quand, le taux d'activité étant par ailleurs normal, le débit de cette couche s'avère trop faible.

Dans tous les autres cas la probabilité de retransmission du slot précédent sera maintenue.

La station de base peut en effet fournir des estimations statistiques des paramètres $\hat{p}$ et D_i , $i \in \{1, \dots, p\}$, car elle est en mesure de distinguer différentes sortes de slots:

- Les slots vides, ou inutilisés, qui correspondent à l'absence de toute émission et où la station de base ne capte qu'un bruit de fond.
- Les slots avec collision, correspondant à plusieurs émissions de puissances "comparables" (c'est à dire telles qu'aucune d'entre elles ne soit capturée); La station ne reçoit que du bruit, mais avec un niveau de puissance beaucoup plus grand que celui du bruit de fond des slots inutilisés.
- Enfin lorsque une émission est réalisée avec succès, la station connaît le niveau de puissance de l'émetteur.

Ainsi la station de base peut mémoriser sur un vecteur de taille N , le type des N derniers slots, et par conséquent mettre à jour à chaque slot, des estimateurs statistiques de la proportion de slots inutilisés $\hat{p}$, ou des taux de succès de chaque couche i , D_i .

Soient η_i , ξ_i , ρ_i , δ_i , α_i et β_i , dont les valeurs, toutes positives, seront données et justifiées ultérieurement.

Les valeurs η_i et ξ_i servent à définir trois plages pour $\hat{p}$ (cf tableau page suivante). Si l'on accepte l'hypothèse selon laquelle le trafic global (émissions + réémissions) est poissonnien de paramètre G , alors $\hat{p}$ qui représente la probabilité pour qu'un slot soit inoccupé est égal à $\hat{p} = e^{-G}$. On essaie donc de maintenir $\hat{p}$ autour d'une valeur $\hat{p}^* = e^{-G^*}$, où G^* est la valeur du trafic qui optimise le débit instantané.

Les valeurs ρ_i et δ_i servent également à définir trois plages pour D_i (cf tableau page suivante). On essaie de maintenir ce débit instantané de la couche i à la valeur du débit

d'entrée de sa couche λ_i .

Pour chaque couche, et pour chacun de ces paramètres une borne inférieure et une borne supérieure sont définies de la manière suivante:

Paramètre	Borne inférieure	Borne supérieure
$\hat{p}$	$e^{-G^*}(1-\eta_i)$	$e^{-G^*}(1+\xi_i)$
D_i	$\lambda_i(1-\rho_i)$	$\lambda_i(1+\delta_i)$

Chaque paramètre peut ainsi varier dans trois plages, et c'est en fonction de l'appartenance de tel paramètre à telle ou telle plage que seront exécutées des actions visant à maximiser le débit global. Pour cela il faut que l'algorithme de chaque couche optimise son débit sans toutefois trop nuire aux couches inférieures, car ceci pourrait finalement faire diminuer le débit global. Pour augmenter (ou diminuer) le débit d'une couche i , l'algorithme correspondant devra augmenter (ou diminuer) la probabilité de retransmission des mobiles de cette couche en la divisant par $(1+\alpha_i)$ ou par $(1-\beta_i)$.

Ainsi cet algorithme appliqué à la fin de chaque slot k permet à la station de base de recalculer et diffuser sur la voie balise descendante les valeurs des probabilités de retransmission pour chaque couche, pour le slot $k+1$. L'algorithme proposé est le suivant:

Pour $i=1$ à $p-1$ faire

Si $\hat{p}(k) < e^{-G^*}(1-\eta_i)$ et ($D_i(k) < \lambda_i(1-\rho_i)$ ou $D_{i+1}(k) < \lambda_{i+1}(1-\rho_{i+1})$)

alors $f_i(k+1) := f_i(k) / (1+\alpha_i)$

sinon si $[\hat{p}(k) > e^{-G^*}(1+\xi_i)$ et non ($D_i(k) > \lambda_i(1+\delta_i)$ et $D_{i+1}(k) < \lambda_{i+1}(1-\rho_{i+1})$)]

ou

[$e^{-G^*}(1-\eta_i) < \hat{p}(k) < e^{-G^*}(1+\xi_i)$ et $D_i(k) < \lambda_i(1-\rho_i)$]

alors $f_i(k+1) := f_i(k) / (1-\beta_i)$

Pour $i=p$: Si $\hat{p}(k) < e^{-G^*}(1-\eta_p)$ et $D_p(k) < \lambda_p(1-\rho_p)$

alors $f_p(k+1) := f_p(k) / (1+\alpha_p)$

sinon si $\hat{p}(k) > e^{-G^*}(1+\xi_p)$

ou $[e^{-G^*}(1-\eta_p) < p(k) < e^{-G^*}(1+\xi_p) \text{ et } D_p(k) < \lambda_p(1-\rho_p)]$

alors $f_p(k+1) := f_p(k) / (1+\beta_p)$

II 2 Présentation et justification des valeurs des paramètres utilisés dans l'algorithme

II 2.1 Estimation de la valeur optimale de p , et donc de G^*

II 2.1.1 Formulation du problème

L'examen de l'algorithme décrit précédemment montre que son but est de maintenir au niveau le plus élevé possible le débit de sortie de chaque couche, tout en conservant un trafic global relativement proche d'une valeur optimale e^{-G^*} . En effet lorsque ce dernier devient trop faible l'algorithme augmente les probabilités de retransmission (du moins pour les couches qui n'occultent pas les émissions de leur voisine de puissance immédiatement inférieure), et lorsqu'il devient trop fort l'algorithme diminue les probabilités de retransmission. Cette valeur optimale à laquelle est asservi le taux d'inactivité et, en conséquence directe, la valeur G^* à laquelle est asservi le trafic global apparaissent comme des paramètres fondamentaux de cet algorithme. Or le but de ce dernier étant d'optimiser le débit de sortie instantané de l'ensemble du système, le problème posé est de déterminer pour quelle valeur du trafic global le débit de sortie est optimisé.

Cette estimation est également fondée sur l'hypothèse que le trafic global peut être considéré comme poissonnien. Cette hypothèse est valide lorsque le canal fonctionne à pleine charge, car dans ce cas le nombre n_i de mobiles bloqués dans chaque couche i est suffisamment important pour que la loi des réémissions, qui est une loi Binomiale $\mathcal{B}(n_i, f_i(n_i))$ puisse être approximée par une loi de Poisson de paramètre a_i . Le trafic pour chaque couche peut donc être considéré comme poissonnien de paramètre $\lambda_i + a_i$, et le trafic global comme poissonnien de paramètre :

$$\lambda + \sum_{i=1}^P a_i$$

En notant c_n la probabilité pour qu'une capture ait lieu lorsque n émissions ont été faites sur un même slot, le débit instantané à pleine charge peut être exprimé en fonction de G de la manière suivante :

$$D = \sum_{n=1}^{\infty} c_n e^{-G} \frac{G^n}{n!}$$

Remarques:

1°) $c_1 = 1$

2°) Lorsqu'il n'y a pas de capture : $c_1 = 1$, et $c_n = 0 \quad \forall n > 1$.

Dans ce cas $D = G e^{-G}$ et on retrouve bien $G^* = 1$, résultat connu.

En considérant D comme fonction de G , et en dérivant, on obtient :

$$\frac{\partial D}{\partial G} = e^{-G} \left[1 - \sum_{n=1}^{\infty} (c_n - c_{n+1}) \frac{G^n}{n!} \right],$$

ce qui donne en faisant l'approximation que: $\forall j > k, c_j - c_{j+1} \approx 0$.

$$\frac{\partial D}{\partial G} = e^{-G} \left[1 - \sum_{n=1}^k (c_n - c_{n+1}) \frac{G^n}{n!} \right]$$

Remarque:

Si la suite $(c_n)_{n \in \mathbb{N}}$ est décroissante, alors $\forall n \geq 1 \quad c_n - c_{n+1} \geq 0$,

et dans ce cas $\frac{\partial^2 D}{\partial G^2} < 0$.

La valeur G^* de G annulant $\frac{\partial D}{\partial G}$ permet donc de maximiser le débit instantané.

D'autre part $G^* > 0$ car $\left. \frac{\partial D}{\partial G} \right|_{G=0} = 1$.

Alors G^* est donc solution de l'équation :

$$1 - \sum_{n=1}^k (c_n - c_{n+1}) \frac{G^{*n}}{n!} = 0 \quad (1)$$

II 2.1.2 Choix d'une méthode de résolution

Il reste donc le problème d'estimer les coefficients c_n , probabilités pour qu'une capture ait lieu parmi n émissions simultanées.

Si on considère n émissions de puissances respectives $P_1, \dots, P_n$ alors :

$$c_n = \text{Proba} \left(\frac{P_j}{\sum_{k \neq j} P_k} > R \mid P_j = \max_{k \in \{1, \dots, n\}} P_k \right)$$

La probabilité de cet évènement ne peut pas être déterminée de manière analytique, car la loi des P_i n'est pas connue. En effet $P_1, \dots, P_n$ représentent les puissances de n émissions quelconques, qui peuvent être, soit de nouvelles émissions soit des retransmissions. Or, même si la loi des nouvelles émissions est connue, l'algorithme de contrôle appliqué modifie forcément la répartition des puissances, et par conséquent l'ensemble des émissions (nouvelles émissions et réémissions confondues) suit une loi dont la fonction de répartition est déterminée par l'algorithme de contrôle. La figure II 1, page suivante, obtenue à partir des résultats de la simulation montre quelle est cette modification pour $G = 1.3$.

La fonction de répartition des puissances étant dépendante du débit d'entrée λ , il s'ensuit que les probabilités de capture c_i dépendent également de ce débit d'entrée. En conséquence nous nous proposons de déterminer pour chaque valeur λ , la valeur $G^*(\lambda)$ permettant d'optimiser le débit conditionnel moyen quel que soit le nombre de bloqués.

Il demeure cependant le problème suivant :

$G^*(\lambda)$ étant solution de l'équation (1) :

$$1 - \sum_{i=1}^k (c_i - c_{i+1}) \frac{G^*(\lambda)^i}{i!} = 0$$

il dépend donc des valeurs des probabilités de capture. Or ces probabilités de capture dépendent de la fonction de répartition des puissances, qui est elle même déterminée comme nous l'avons vu précédemment par le type de contrôle appliqué, c'est à dire par la valeur de G .

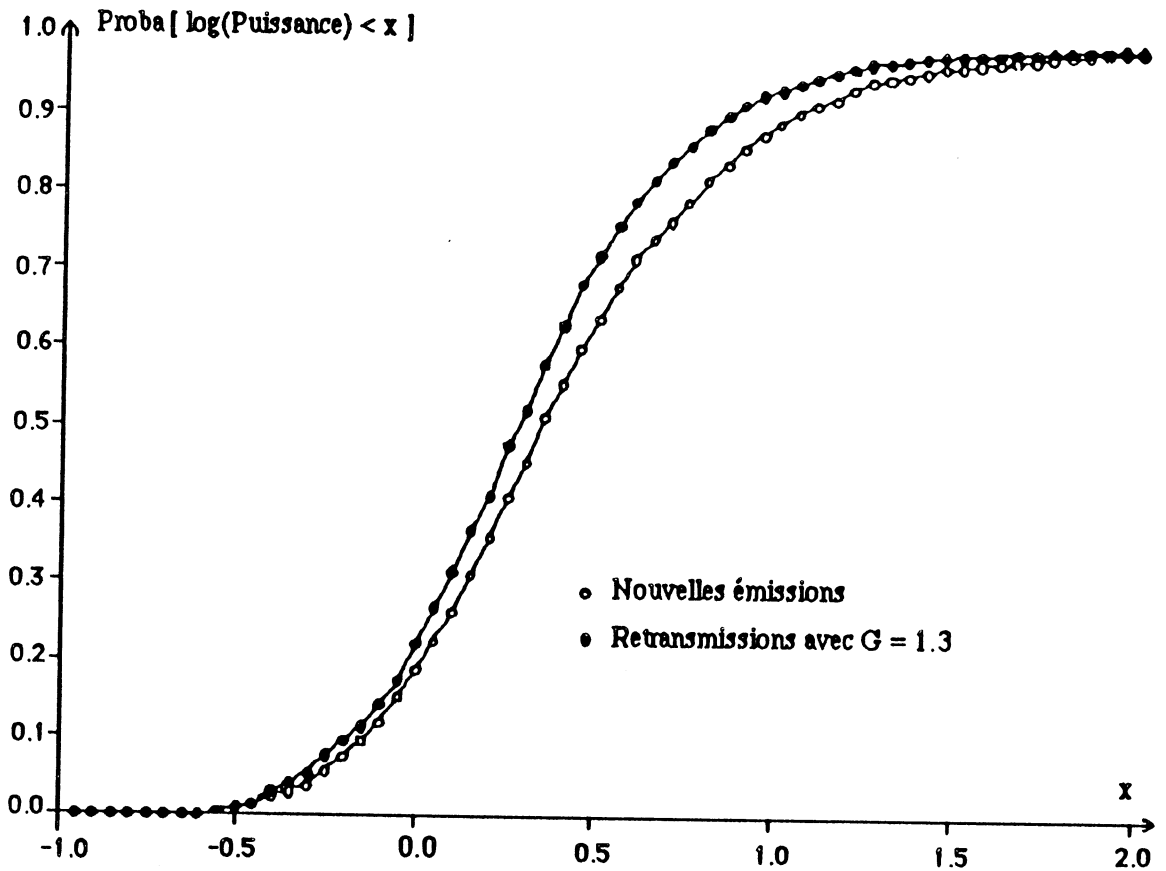


Figure II 1:
Fonction de répartition de log P

Pour résoudre ce problème, nous construisons par simulation successives une suite $(G(\lambda))_n$ telle que :

$$\forall n \geq 0, \quad 1 - \sum_{i=1}^k \{ c_i [G_n(\lambda)] - c_{i+1} [G_n(\lambda)] \} \frac{G_{n+1}(\lambda)^i}{i!} = 0$$

$c_i [G_n(\lambda)]$ représentant les valeurs des probabilités de capture calculées à partir de la fonction de répartition des puissances déterminée par le contrôle appliqué avec la valeur $G_n(\lambda)$. Si cette suite converge, elle converge vers la solution de l'équation (1) $G^*(\lambda)$.

II 2.1.3 Détermination des probabilités de capture par simulation.

Un tableau de 100 éléments permet de ranger la fonction de répartition des puissances de toutes les émissions (nouvelles émissions et réémissions). Ce tableau contient en fait la fonction de répartition du logarithme de la puissance entre -1 et +4 par incréments de 0.05. A partir de ce tableau il est possible de générer des nombres aléatoires distribués selon la même fonction de répartition que celle des puissances des mobiles (cf annexe générale I). On peut alors déterminer par simulation pour chaque valeur de n la probabilité c_n de capture lorsqu'il y a n émissions, en générant un nombre suffisamment grand de fois, n puissances et en déterminant à chaque fois s'il y aurait capture ou non.

On constate que lorsque n augmente la probabilité c_n diminue, mais ne converge pas rapidement vers 0.

Les coefficients de l'équation (1) étant en $\frac{1}{n!}$, nous n'avons déterminé les valeurs c_n que jusqu'à $n=5$.

Exemple : $\lambda = 0.40$ et $G = 1.50$

$$c_2 = 0.36$$

$$c_3 = 0.23$$

$$c_4 = 0.19$$

$$c_5 = 0.17$$

II 2.1.4 Resultats numériques et conclusion

Le tableau II 1 montre que la convergence des suites $(G(\lambda))_n$ est très rapide, ce qui était prévisible dans la mesure où l'influence de G sur la fonction de répartition, d'une part n'est pas très grande, et d'autre part diminue fortement au voisinage de l'optimum. En effet, ce n'est que lorsque les valeurs de G sont très éloignées de la solution que son influence se fait sentir dans la fonction de répartition car le débit instantané est faible, et donc il y a un grand nombre de mobiles bloqués parmi les moins puissants, comme l'indique la figure II 1 page 170.

On obtient $G^* \approx 1.3$ d'où $p \approx 0.275$

$$\lambda = 0.40$$

G_0	0.5	1	1.5
G_1	1.3741	1.3401	1.3499
G_2	1.3474	1.3417	1.3576

Tableau II 1

La solution G^* qui est calculée à partir de l'équation (1) (cf page 169) dont les coefficients dépendent des probabilités de capture, dépend donc elle aussi de ces probabilités. Pour illustrer ce fait, nous avons choisi d'étudier les variations de G^* par rapport à un paramètre du programme de simulation qui agit directement sur les probabilités de capture, et qui est également une caractéristique technique du récepteur de la station de base: il s'agit du seuil de capture R , défini de la manière suivante: Si le rapport de la puissance maximum à la somme de toutes les autres est supérieur à R , alors le signal de puissance maximum est capturé, sinon, il y a collision. La figure II 2, page 173 montre que:

- $G = 1.3$ pour $R = 10$, valeur du seuil adoptée pour notre simulation.
- Si R tend vers l'infini, il n'y a pas de capture, et par conséquent on retrouve le résultat connu $G^* = 1$.
- Si R tend vers 0, le canal tend vers une file $M / D / 1$, et comme on ne recherche qu'à optimiser le débit de sortie, G^* tend vers l'infini.

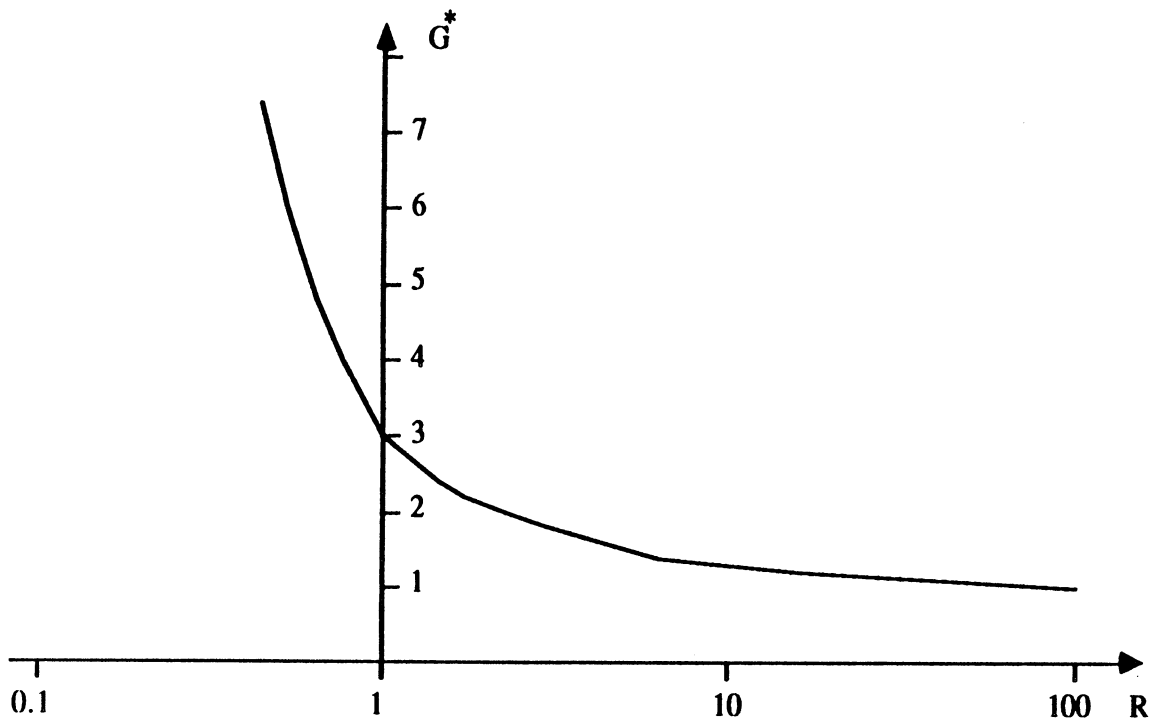


Figure II 2:
Variation de la valeur G^* du trafic qui optimise le débit instantané,
en fonction du seuil de capture

La figure II 3, page 174, représente des temps moyens de recouvrement (c'est à dire le temps nécessaire au système pour écouler un certain nombre de mobiles initialement bloqués), pour différentes valeurs de G . Elle a l'intérêt de confirmer expérimentalement les valeurs de G^* déterminées en résolvant l'équation (1), car on peut effectivement constater que ce sont pour les valeurs les plus proches de $G^* \approx 1.3$ que l'on obtient les meilleures performances.

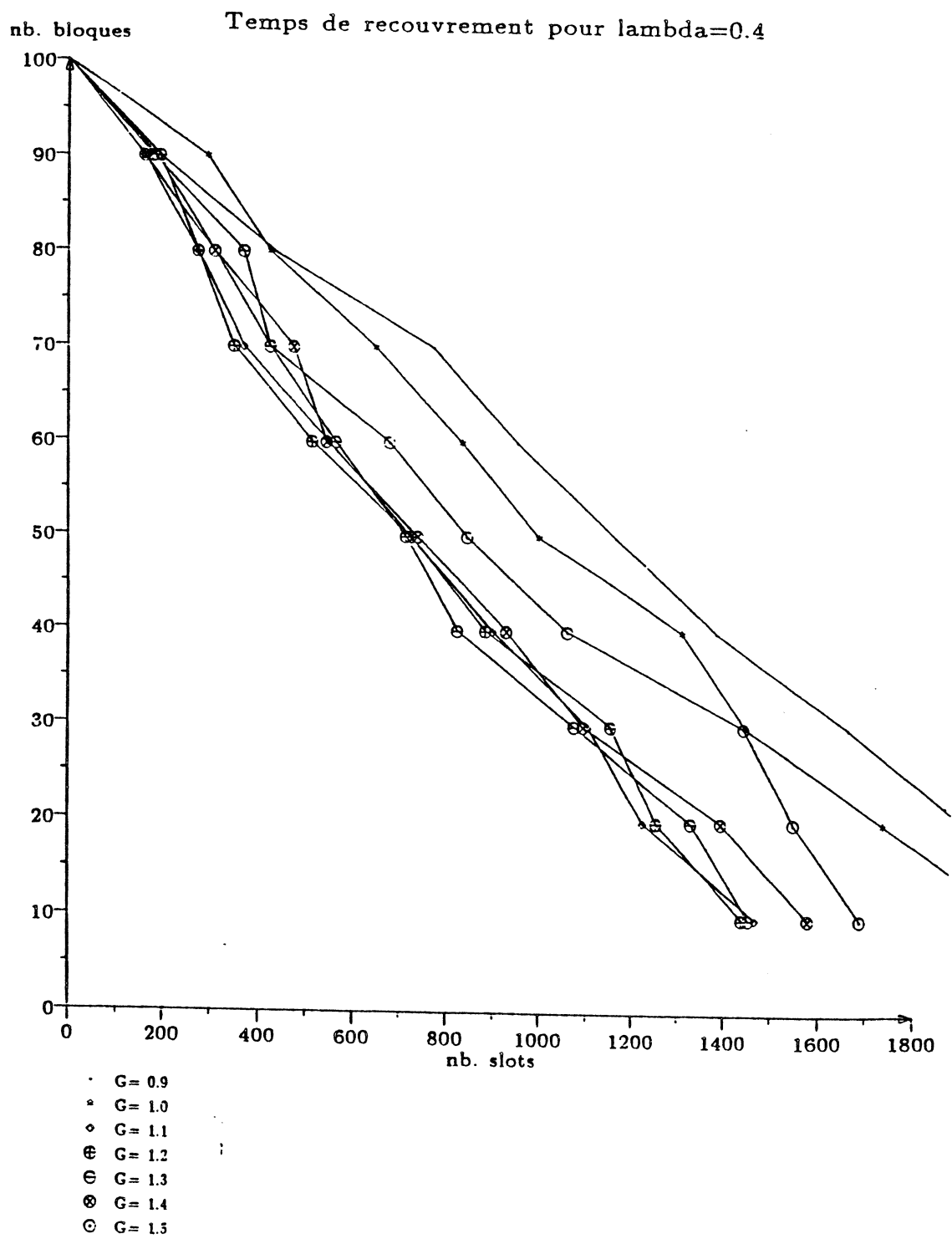


Figure II 3

II 2.2 Valeurs des α_i , β_i , ρ_i , δ_i , η_i et ξ_i .

Les valeurs données ici sont celles qui ont été utilisées dans la simulation du système et correspondent donc à une répartition des mobiles émetteurs en deux niveaux de puissance: celles ci répondent à des considérations pratiques très simples, et ont été établies par ajustement du modèle grâce à la simulation présentée au chapitre suivant :

Les α_i sont décroissants: $\alpha_1 = 0.03$ et $\alpha_2 = 0.026$; on diminue plus rapidement les probabilités de retransmission de la couche la plus puissante.

Les β_i sont croissants: $\beta_1 = 0.03$ et $\beta_2 = 0.04$; on augmente beaucoup plus rapidement les probabilités de retransmission de la seconde couche.

Ces valeurs favorisent la seconde couche car celle ci est la plus faible, et ne peut pas, de toute façon, nuire à une couche inférieure.

$\delta_1 = 0.2$; δ_2 n'est pas défini car les δ_i ne sont utilisés que par les algorithmes des couches 1 à $p-1$. On peut en effet constater que dans les algorithmes présentés précédemment, les δ_i servent à exprimer que, quand le taux d'activité est trop faible ($p(k) > e^{-G^*} (1 + \xi_i)$), les probabilités de retransmission de ces couches ne seront augmentées que si les émissions de celles ci n'occultent pas, par capture, celles des couches inférieures, c'est à dire:

$$D_i(k) > \lambda_i (1 + \delta_i) \text{ et } D_{i+1}(k) < \lambda_{i+1} (1 - \rho_{i+1}),$$

condition qui ne figure évidemment pas dans l'algorithme de la couche p .

Les ρ_i ne servant qu'à indiquer que le débit de la couche i devient trop faible, ils ont été choisis égaux: $\rho_1 = \rho_2 = 0.2$.

Les paramètres η_i et ξ_i représentant respectivement les bornes inférieures et supérieures entre lesquelles l'algorithme de contrôle de la couche i tente de maintenir le taux d'inactivité global p .

Les paramètres η_i servent à définir le seuil à partir duquel l'algorithme de contrôle de la couche i cherche à augmenter la probabilité de retransmission de cette couche si son débit est très faible. Leurs valeurs voisines de 0.1 ont été établies de manière empirique.

Il en est de même des paramètres ξ_i qui déterminent le seuil supérieur d'inactivité (donc des seuils inférieurs d'activité), au delà (respectivement en deçà) desquels l'algorithme augmente systématiquement la probabilité de retransmission, sauf dans le cas exceptionnel où le taux d'activité est faible car le débit très fort de cette couche occulte totalement la couche inférieure. Ces seuils ont été évalués à environ 20% au dessus de e^{-G^*} , d'où des valeurs voisines de 0.2 pour les paramètres ξ_i .

II 2.3 Etablissement d'une borne supérieure pour les probabilités de retransmissions.

L'algorithme de contrôle, comme nous l'avons vu, augmente les probabilités de retransmissions lorsque le taux d'inactivité est trop fort alors que les débits des différentes couches sont à des niveaux normaux. Cette situation correspond concrètement à un système fonctionnant en dessous de ses capacités, et il apparaît dès lors, tout à fait logique d'augmenter les probabilités de retransmissions, car le système est tout à fait en mesure de supporter cet accroissement de charge qui apporte, par la diminution des délais de retransmissions, une amélioration des performances. Toutefois, lorsque le système n'a aucun bloqué, il est inutile de donner à ces probabilités des valeurs trop élevées. Si en effet ces probabilités deviennent trop grandes, et si une collision a lieu, les réémissions des paquets bloqués réentreront en collision de nombreuses fois entre elles, et également avec les nouvelles émissions, créant ainsi une accumulation rapide de bloqués. L'"inertie" de l'algorithme de contrôle qui ne prend ses décisions qu'au vu de statistiques concernant les $mem=100$ derniers slots fera qu'il s'écroulera un temps assez long (pendant lequel s'accumuleront encore un certain nombre de bloqués) avant que celui ci ne réagisse en faisant baisser les probabilités de retransmission.

Pour éviter de telles accumulations subites de bloqués à des moments où le système est justement assez peu chargé, il nous a semblé préférable de fixer une borne supérieure pour les probabilités de retransmissions. Cette solution permet, lorsqu'une collision a lieu alors que le système est très peu chargé et que les probabilités de retransmissions sont donc à leur

valeur maximum, de diminuer la probabilité pour que cette collision se répète, provoquant alors d'autres collisions. Ainsi, même si leurs délais de retransmission sont allongés, les paquets bloqués s'écoulent plus facilement.

La valeur optimale de cette borne supérieure, qui a été établie de manière empirique décroît en fonction du débit d'entrée λ : 0.15 pour $\lambda = 0.3$; 0.06 pour $\lambda = 0.4$.

Chapitre III:

Résultats des simulations

III 1 Intérêt du contrôle [THO87]

Le but des simulations dont nous présentons les résultats dans ce paragraphe, est de confirmer de manière expérimentale les résultats théoriques concernant l'instabilité d'un canal ALOHA non contrôlé [CAR75,FAY74,KLE73].

Remarque préliminaire.

Tous les délais présentés ici sont exprimés en slot. Les slots ont une durée de 4 ms, durée suffisante pour transmettre 4 octets en accès aléatoire.

Le tableau III 1 page 180, présente les résultats de simulations réalisées sans contrôle, et sans bloqués à l'état initial. L'absence de contrôle implique que la probabilité de retransmission demeure constante tout au long de la simulation. Nous pouvons noter que ces valeurs ont été choisies en fonction du débit d'entrée : en effet pour chaque valeur de λ , a été choisie la valeur maximum de la probabilité de retransmission permettant d'éviter que le système s'effondre.

Le système reste apparemment stable jusqu'à $\lambda = 0.40$. Pour $\lambda = 0.35$, le choix de probabilités de retransmission relativement élevées permet même d'obtenir des performances tout à fait comparables à celles d'un système contrôlé (cf tableau III 4 page 182).

RESULTATS \ λ	0.3	0.35	0.4
$\bar{N}$	0.64	2.34	8.42
$\bar{T}$	8.90	19.4	51.9
$P [T_1 = 0]$	0.754	0.648	0.589
$P [T_1 \leq 30]$	0.991	0.929	0.775
$P [T_1 \leq 60]$	0.999	0.983	0.876
$P [T_1 \geq .] = 0.05$	15	35	≥ 100
proba retransmission	0.2	0.1	0.04

Tableau III 1 : canal non contrôlé; 0 bloqué à l'état initial.

Toutefois, cette stabilité n'est qu'apparente: la stabilité du canal peut être définie à partir de l'ergodicité d'une chaîne de Markov sur IN , telle que l'on est dans l'état n lorsqu'il y a n paquets bloqués [FAY74]. Pour que le canal soit stable, cette chaîne doit donc converger vers un état stable quel que soit l'état de départ. Les résultats du tableau III 1 ci dessus, ne prouvent , en effet, pas du tout la stabilité du canal, car la probabilité pour que celui ci passe par un état chargé au bout d'un temps infini n'est pas nulle. Il est donc indispensable d'étudier les performances du canal en démarrant la simulation d'un état initial avec un nombre quelconque de bloqués, qui peut être très grand (par exemple 100).

En l'absence de contrôle, et en reprenant pour chaque valeur de λ les probabilités de retransmission du tableau III 1 ci dessus, (établies de manière à minimiser les débits en période calme), les résultats de simulation démarrées avec 100 bloqués à l'état initial montrent évidemment, et conformément à la théorie, l'instabilité du canal non contrôlé : Le nombre de retransmissions à chaque slot est beaucoup trop grand, ainsi toutes les nouvelles émissions étant bloquées, le nombre de bloqués augmente indéfiniment.

Bien sûr, comme le montrent les résultats du tableau III 2 page 181 , les probabilités de retransmissions peuvent être choisies en fonction du pic initial, de manière à ce que le canal puisse l'absorber au bout d'un certain temps.

RESULTATS \ λ	0.3	0.35	0.4
$\bar{N}$	7.04	12.0	30.6
$\bar{T}$	89.2	95.7	188
$P [T_1 = 0]$	0.714	0.639	0.594
$P [T_1 \leq 30]$	0.801	0.744	0.659
$P [T_1 \leq 60]$	0.861	0.818	0.708
$P [T_1 \geq .] = 0.1$	90	≥ 100	≥ 100
proba retransmission	0.02	0.02	0.01

Tableau III 2 : canal non contrôlé: 100 bloqués à l'état initial.

Notons, en comparant ces résultats avec ceux du tableau III 5 page 182, que les délais sont toutefois plus de deux fois plus longs que pour un canal contrôlé.

Mais surtout, l'inconvénient majeur de l'absence de contrôle, est que si l'on garde ces valeurs des probabilités de retransmissions permettant d'absorber des pics de trafic d'environ 100 bloqués, et assurant ainsi, d'un point de vue uniquement pratique, une relativement bonne stabilité, les délais restent extrêmement longs, même en période calme comme le montre le tableau III 3 ci dessous. Le rapport des délais entre un canal non contrôlé et un canal contrôlé passe alors de 2 en période chargée, à environ 5 en période calme (cf tableau III 4 page 182).

RESULTATS \ λ	0.3	0.35	0.4
$\bar{N}$	5.51	9.33	29.5
$\bar{T}$	73.29	82.1	186
$P [T_1 = 0]$	0.745	0.668	0.600
$P [T_1 \leq 30]$	0.384	0.771	0.663
$P [T_1 \leq 60]$	0.892	0.840	0.714
$P [T_1 \geq .] = 0.05$	70	100	≥ 100
proba retransmission	0.02	0.02	0.01

Tableau III 3 : canal non contrôlé; 0 bloqué à l'état initial.

Conclusion

Un système non contrôlé a des performances semblables à un système contrôlé durant les périodes calmes, pour des valeurs du débit d'entrée pouvant atteindre 0.4, pourvu que les probabilités de retransmissions soient convenablement choisies. Il demeure cependant, instable, conformément à la théorie, ce qui signifie dans la pratique que le système s'effondre lorsque le nombre de bloqué est grand, ce qui, au bout d'un temps suffisamment long, se produit avec une probabilité non nulle. Une meilleure stabilité peut être obtenue en diminuant la probabilité de retransmissions mais au prix de délais très longs, même durant les périodes de calme plat.

L'intérêt du contrôle réside finalement dans sa "faculté d'adaptation" qui permet au système de se rétablir après un pic de trafic, avec des délais satisfaisants (cf tableau III 5 ci dessous), mais aussi d'avoir des délais de réponse très courts durant les périodes calmes où il n'y a presque pas de paquets bloqués (cf tableau III 4 ci dessous)

λ RESULTATS	0.3	0.35	0.4
$\bar{N}$	0.93	2.02	6.75
$\bar{T}$	11.9	17.6	39.8
$P [T_1 = 0]$	0.734	0.666	0.571
$P [T_1 \leq 30]$	0.980	0.940	0.812
$P [T_1 \leq 60]$	0.997	0.990	0.912
$P [T_1 \geq .] = 0.05$	20	35	85

Tableau III 4 : canal contrôlé ; 0 bloqué à l'état initial.

λ RESULTATS	0.3	0.35	0.4
$\bar{N}$	3.47	5.3	22.1
$\bar{T}$	38.8	40.6	116
$P [T_1 = 0]$	0.700	0.624	0.525
$P [T_1 \leq 30]$	0.942	0.893	0.717
$P [T_1 \leq 60]$	0.966	0.950	0.805
$P [T_1 \geq .] = 0.05$	35	60	≥ 100

Tableau III 5 : Canal contrôlé ; 100 bloqués à l'état initial.

III 2 Intérêt d'un contrôle différencié en fonction des niveaux de puissance.

L'intérêt de contrôler le canal étant maintenant mis en évidence, il reste encore à évaluer l'amélioration des performances apportée par l'algorithme de contrôle des retransmissions différencié en fonction des couches de puissance, par rapport à un autre algorithme, plus simple, comme celui proposé par Banh Tri An et Gelenbe en [BAN77], indifférencié, et qui utilise comme unique paramètre de contrôle le taux d'inactivité, c'est à dire la proportion de slots inutilisés.

L'amélioration est d'autant plus nette que le système est chargé, et que le taux de nouvelles arrivées est plus grand. Les figures suivantes montrent quelles sont, en fonction du contrôle appliqué (courbe 1 : algorithme différencié. courbe 2 : algorithme indifférencié) et du taux d'arrivée les temps moyens nécessaires au système pour résorber un nombre initial de bloqué égal à 100.

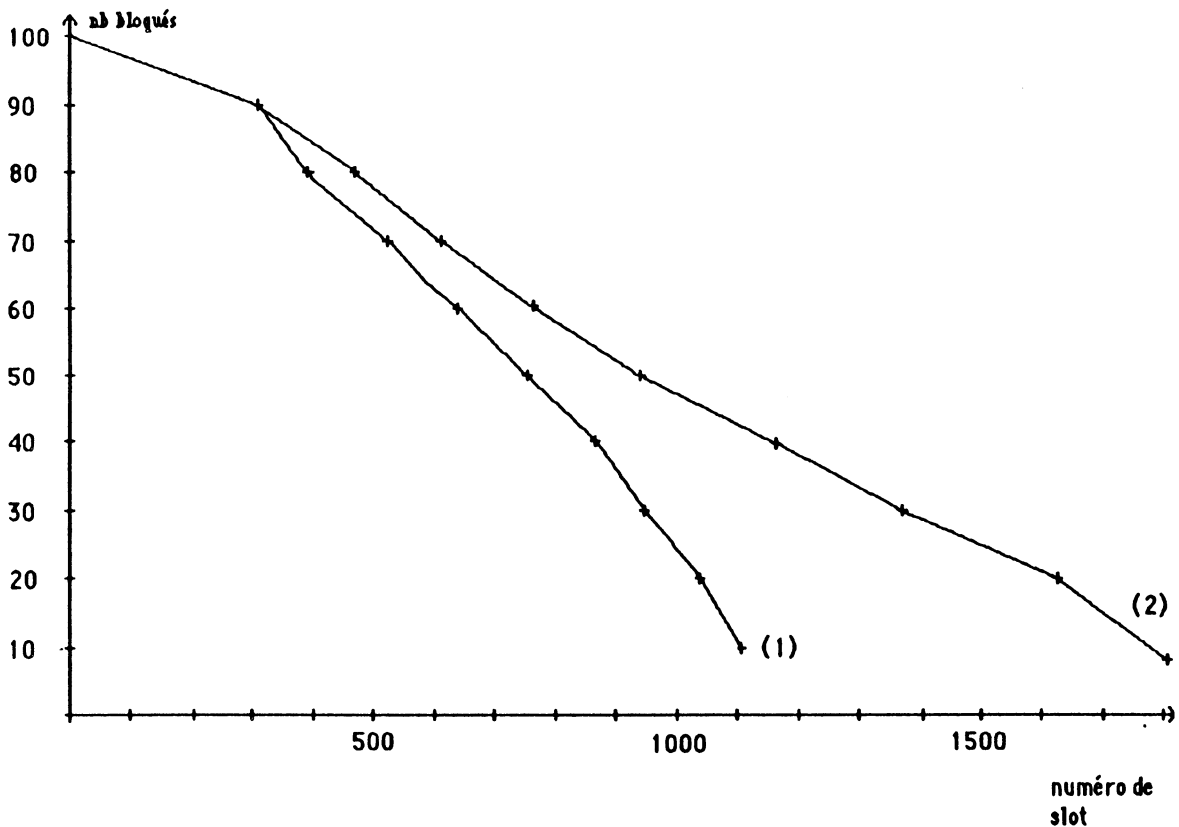


Figure III 1 $\lambda = 0.30$.

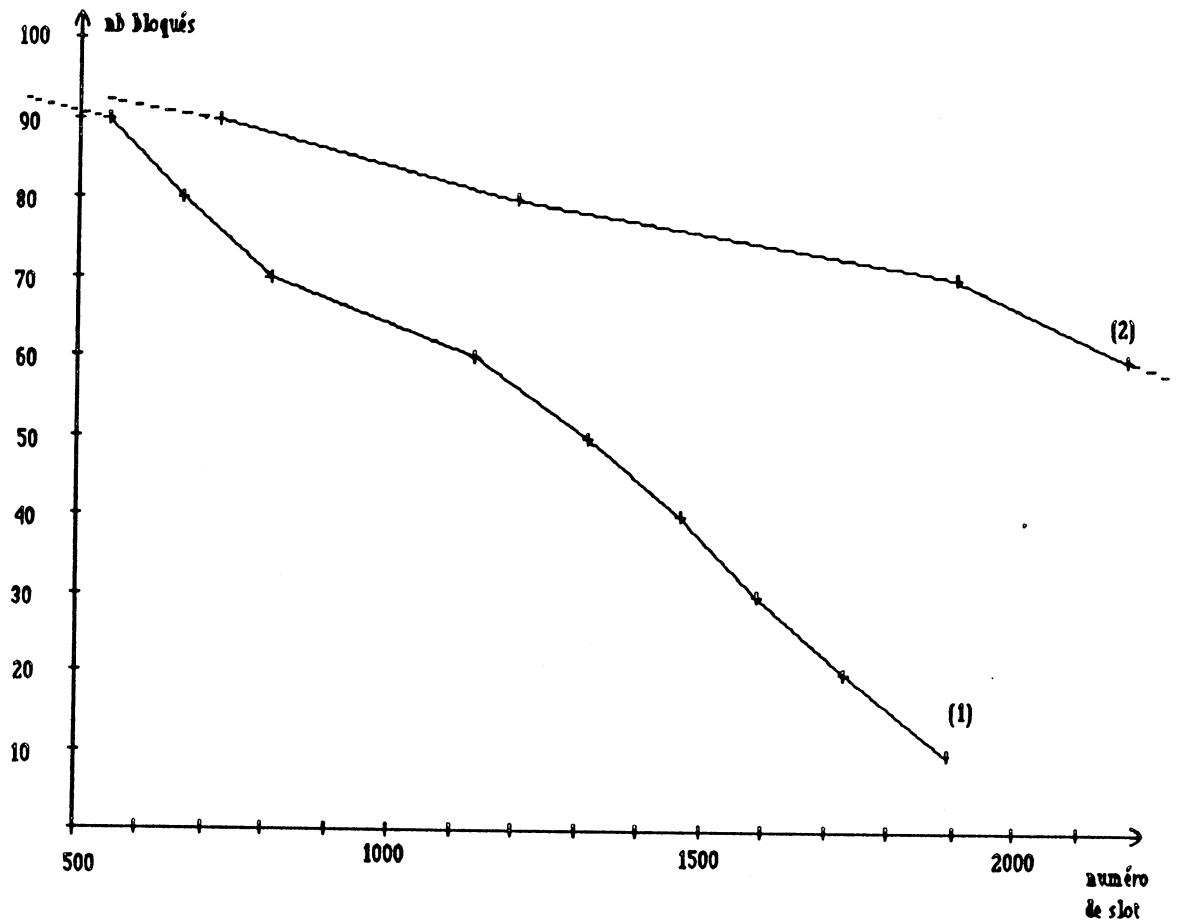


Figure III 2 : $\lambda = 0.35$

Lorsque le système est contrôlé avec l'algorithme indifférencié, il reste stable. Cependant, les résultats de simulation permettent d'estimer à seulement 0.3 la probabilité pour que le pic initial soit résorbé au bout de 20 000 slots.

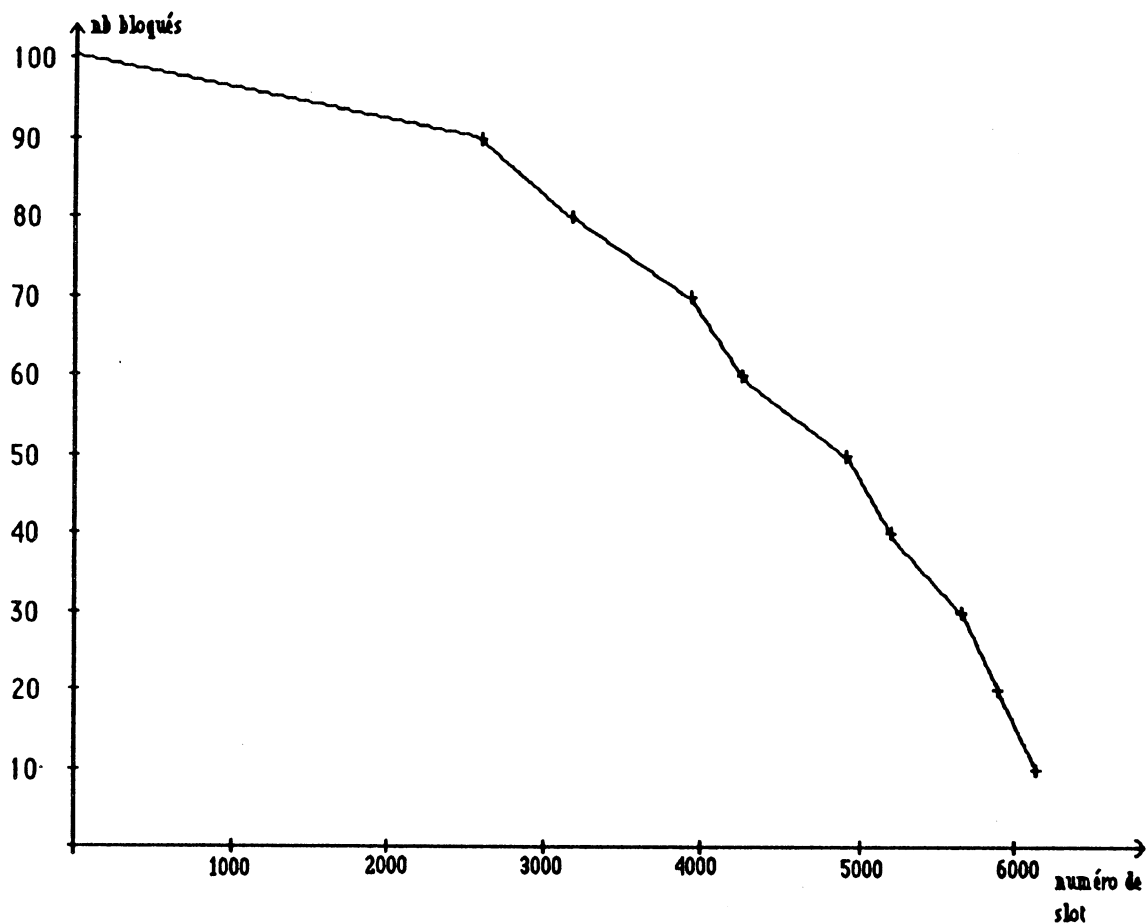


Figure III 3 : $\lambda = 0.40$.

Le canal contrôlé avec l'algorithme indifférencié est instable pour $\lambda = 0.40$: il n'arrive pas à résorber le pic initial, et le nombre de paquets bloqués augmente dès le début dans 70% des simulations (dans toutes les autres simulations ce nombre n'est jamais descendu au dessous de 70).

Conclusion.

Les résultats précédents confirment la supériorité de l'algorithme différencié en fonction du niveau de puissance, en montrant qu'un canal ainsi contrôlé peut demeurer stable, en pleine charge, avec des valeurs de débit d'entrée dépassant 0.40.

III 3 Intérêt de la réservation dynamique de slots par rapport à la réservation statique.

Rappelons que les techniques de réservation de slots peuvent être classées en deux grandes catégories:

- Dans les techniques dynamiques, c'est la station centrale qui détermine la nature des slots, et en informe les stations mobiles avant chaque slot, via la voie balise descendante. Dans la technique que nous avons simulée, et que nous avons présentée en VI 1.2, les slots succédant à un slot en accès aléatoire, durant lequel un message a été émis avec succès par une station mobile, sont réservés pour cette station. Ainsi la proportion entre les slots réservés et les slots en accès aléatoire est elle dépendante des performances du sous canal en accès aléatoire.

- Dans les techniques de réservation statique, au contraire, cette proportion est fixe. Une solution proposée en [FRA87] consiste simplement à faire suivre chaque slot en accès aléatoire par M slots réservés. Il s'agit en fait d'une division temporelle et statique du canal en deux sous canaux; le premier, réservé, et le second en accès aléatoire pour envoyer le premier paquet de chaque message accompagné d'une demande de réservation d'un certain nombre de slots. Lorsque cette demande de réservation a été prise en compte, elle est rangée dans une file d'attente par la station de base qui informe la station mobile ayant demandé la réservation du numéro du slot à partir duquel elle pourra commencer à émettre sur le canal réservé.

Notons λ le taux de nouvelles arrivées par slot, et l le nombre moyen de slots réservés à chaque message.

Les simulations ont été réalisées avec des valeurs numériques tirées de [NET87] :

$$l = 13.5, M = 5, \lambda = 0.04; 0.05; 0.06.$$

Réservation statique.

La proportion de slots en accès aléatoire étant indépendante du fonctionnement du système, le sous canal en accès aléatoire peut être simulé de manière totalement indépendante. Pour chaque valeur de λ , la simulation est effectuée avec un débit d'entrée égal à $\lambda_1 = \lambda (M + 1) = 6 \lambda$. Le délai T_1 , dû à l'accès aléatoire est ensuite obtenu en multipliant par $M + 1$ les délais calculés par simulation.

Le délai d'attente T_2 dans la file d'attente est ensuite obtenu en approximant cette file d'attente par une file $M / D / 1$ avec un taux d'arrivée λ , et un temps de service $1 \frac{M+1}{M}$.

$$\text{Par conséquent } T_2 = \frac{\lambda \left(1 + \frac{M+1}{M}\right)^2}{2 \left(1 - \lambda \left(1 + \frac{M+1}{M}\right)\right)}.$$

Les délais obtenus pour les différentes valeurs de λ sont données dans le tableau III 6 ci dessous :

λ	0.04	0.05	0.06
RESULTATS			
λ_1	0.24	0.3	0.36
T_1	12	19	76
T_2	15	35	281
$T_1 + T_2$	27	54	357

Tableau III 6 : réservation statique.

Reservation dynamique.

La simulation décrite dans le chapitre VI a été utilisée pour obtenir les résultats du tableau III 7:

λ	0.04	0.05	0.06
RESULTATS			
T	50	69	1191

Tableau III 7 :Reservation dynamique

Conclusion

Les mauvais résultats des techniques de réservation dynamiques peuvent être expliqués par le fait que l'algorithme de contrôle des retransmissions qui ne prend ses décisions que sur les 100 derniers slots en accès aléatoire n'a qu'une vision très imprécise de l'état courant du canal, compte tenu de la faible proportion de slots en accès aléatoire.

En conclusion, les techniques statiques semblent être les meilleures au vu de leurs performances et de leur simplicité d'implantation. Elles n'ont toutefois pas la flexibilité des techniques dynamiques, et la détermination de la répartition optimum entre les slots en accès aléatoire et les slots réservés pose un problème délicat.

III 4 Validation statistique des résultats obtenus.

Nous avons déterminé par la méthode de Le Gall, présentée en annexe générale II, des intervalles de confiance pour les estimateurs du délai moyen et du nombre de bloqués. La simulation a été réalisée sur 20000 et sur 40000 slots, avec un débit d'entrée de 0.35, et sans bloqué à l'état initial.

Les résultats fournis par les estimateurs sont les suivants:

Sur 20000 slots : Nombre moyen de bloqués : 2.30

Temps d'attente moyen (en slots) : 6.7

Sur 40000 slots : Nombre moyen de bloqués : 2.38

Temps d'attente moyen (en slots) : 6.87

(taux d'arrivée effectif : 0.3465).

Des intervalles de confiance, au niveau de confiance 95 %, ont été calculés en appliquant la formule (1) avec des estimations de $\sigma^2(Z_t)$ obtenues avec des diverses valeurs du nombre de tranche (10, 20, ou 40), et de la taille de ces tranches : 500, 1000, ou 2000, ce qui signifie que l'estimateur du nombre moyen de bloqués est calculé à chaque tranche sur 500, 1000, ou 2000 valeurs, et que celui du délai moyen est calculé en moyenne sur 175, 350 ou 700 valeurs (car une valeur du délai moyen ne peut être donnée qu'à chaque succès d'un paquet et le nombre moyen de slots avec succès sur 500 slots est de 175 pour un canal stable avec un taux d'arrivée de 0.35). Les ordres de grandeur de ces intervalles de confiance sont les suivants:

Pour le nombre moyen de bloqués, l'intervalle de confiance est de l'ordre de 0.5 sur 40000 slots et de 0.7 sur 20000 slots.

Pour le délai moyen, l'intervalle de confiance est de l'ordre de 1.35 sur 40000 slots et de 1.9 sur 20000 slots.

Conclusion

Ces résultats montrent que des simulations sur environ 40000 slots permettent d'avoir une évaluation relativement précise des performances d'un système contrôlé, fonctionnant en régime permanent.

Sur 20000 slots, cette précision est moindre mais suffisante pour effectuer par exemple, des comparaisons du type de celles présentées en III 1.

Références et bibliographie

- [ABR77] N.Abramson "The throughput of packet broadcasting channels"
IEEE Trans. on Comm. vol. COM-25 pp 117-128 Jan 77
- [BAN77] T.A Banh "Etude et simulation de réseaux de diffusion sous contrôle"
E.Gelenbe RAIRO Informatique vol 11 n° 3 pp 301 - 321 . 1977.
- [BEC76] M.Becker "Validité des simulations de files d'attentes"
Thèse d'état; Paris VI. 1976.
- [BOX58] G.E.P Box "A note on the generation of Random Normale Deviates"
M.E Müller Annals of Mathematical Statistics vol 29 pp 610- 611. 1958.
- [CAP79] J.I.Capetanakis "Tree algorithms for packet broadcast channels"
IEEE Trans. on Information Theory vol. IT-25 n°5
pp 505-515 Apr 75
- [CAR75] A.B.Carleial "Bistable behavior of ALOHA - type Systems"
M.E.Hellman IEEE Trans. Comm. vol COM 23 pp 401 - 410 April 75
- [CID75] I.Cidon "The effect of capture on collision - resolution algorithms"
M.Sidi IEEE Trans. on Comm. vol. COM-33 n°4 pp 317-324
Apr 75
- [FAY74] G.Fayolle "The stability problem of broadcast packet switching computer
E.Gelenbe networks"
J.Labetoulle Acta Informatica 4 pp 49 - 53 1974
D.Bastin

- [FAY87] G.Fayolle
R.Thomas "Throughput characteristics and control of a multiaccess channel in a radio mobile cellular network"
Third international conference on Data communication Systems and their performance, Rio de Janeiro
June 22-25 1987
- [FRA87] France "Structure of the CCCH: static organization versus dynamic organization"
CEPT GSM / WP3 , Stockolm 21 - 24 April 1987
- [GAL67] P.Le Gall "L'ergodisme et la convergence des simulations de phénomènes aléatoires"
Ann. des Telecom. t 22 n° 7 - 8 pp 221 - 228
Juillet - Août 1967
- [KLE73] L.Kleinrock
S.S.Lam "Packet switching in a slotted satellite channel"
Nat. Computer Conf. AFIPS Conf. Proc. vol 42
Montvale NJ AFIPS Press 1973 pp 703 - 710
- [KLE75] L.Kleinrock
S.S.Lam "Packet switching in a multiaccess broadcast channel : Performance evaluation"
IEEE Trans. on Comm. vol. COM-23 pp 410-423 Apr 75
- [MAR72] G.Marsaglia "The structure of linear congruential sequences"
in "Application de la théorie des nombres à l'analyse numérique"
Editions S.K Zaremba; Academic Press 1972. pp 249- 286.
- [MET76] J.J.Metzner "On improving utilization in ALOHA networks"
IEEE Trans. on Comm. vol. COM-24 pp 447-448 Apr 76
- [NAM84] C.Namislo "Analysis of mobile radio slotted ALOHA networks"
IEEE Trans. on Vehicular technology vol. VT-33 n°3
pp 199-204 August 84

- [NEL84] R.Nelson
L.Kleinrock "The spatial capacity of a slotted ALOHA multihop packet radio network with capture"
IEEE Trans. on Comm. vol. COM-23 n° 6
pp 684-694 June 84
- [NET87] The Netherlands "Rough estimation of the CCCH load"
CEPT CCH GSM / WP3 , SDEG , Paris , 8 - 10
April 1987
- [ROB73] L.G.Roberts "Dynamic allocation of satellite capacity through packet reservation"
National Computer Conference New York 4-8 Juin 1973
AFIPS Conference Proceedings vol 42 pp 711 - 716 1973
- [ROB75] L.G.Roberts "ALOHA packet system with and without slots and capture"
Comput. Commun. Rev. vol. 5 pp 28-42 Apr 75
- [THO87] R.Thomas
M.Mouly
C.Mazel
M.Becker "Performance evaluation of common control channels in the European Digital Cellular System"
International Conference on Digital Land Mobile Radio Communications
Venise Juin - Juillet 1987

Annexes
de la
troisième
partie

Annexe III 1:

Simulation de l'algorithme de contrôle avec un accès slotted ALOHA

A31 1 Principe de la simulation et principales structures de données utilisées

A31 1.1 Rappels .

L'algorithme que nous avons simulé est un algorithme de résolution des collisions par contrôle sur les retransmissions. Cet algorithme est centralisé, c'est à dire exécuté au niveau de la station de base. Celle ci doit donc, à chaque slot, recalculer en fonction de la charge de système la probabilité de retransmission (c'est à dire la probabilité pour qu'un paquet entré en collision soit réémis), et la diffuser sur la voie balise descendante pour qu'elle soit connue de tous les émetteurs avant le slot suivant .

La particularité de cet algorithme est qu'il prend en considération la puissance du message reçu par la station de base . Il a été montré en I 2 comment les puissances reçues par la station de base peuvent être réparties sur un certain nombre, p , de couches, en fonction de l'affaiblissement de la puissance reçue par rapport à une puissance maximale fixée par convention. La répartition des puissances reçues ainsi que la volonté de définir des couches respectant au mieux les conditions définies dans le modèle mathématique défini en [FAY87], nous a conduit à choisir une répartition en deux couches. Il conviendrait mieux alors, de parler de deux algorithmes distincts, chacun régissant les probabilités de retransmissions associées aux mobiles appartenant à l'une ou l'autre de ces deux couches, et fonctionnant avec des paramètres propres. Chaque mobile émetteur déduit son appartenance à telle ou telle couche de l'affaiblissement de la puissance des messages qu'il reçoit de la station de base sur la voie balise descendante, par rapport à une puissance maximale qu'il recevrait s'il se trouvait à proximité de celle ci . Ceci est justifié par le fait que cet affaiblissement ne dépendant pas de la puissance d'émission mais uniquement de la distance et des obstacles, il est de même ordre que celui des messages qu'il émet à destination de la station de base.

Rappelons enfin que les paramètres utilisés par l'algorithme de contrôle de la couche i sont les suivants :

- p : taux d'inactivité , c'est à dire proportion de slots inutilisés .
- $D[i]$ taux de sortie de la couche i .
- $D[i+1]$, si $i < p$: taux de sortie de la couche $i+1$, qui est la couche de puissance immédiatement inférieure .

Pour chaque slot, la station de base a techniquement la possibilité de distinguer entre:

- Un slot inutilisé : elle ne capte qu'un bruit de fond .
- Une collision : Elle capte un bruit dont le niveau de puissance est largement supérieur au niveau moyen du bruit de fond
- Un message émis par un mobile appartenant à une couche déterminée en calculant l'affaiblissement de la puissance reçu par rapport à une puissance " maximale" conventionnelle.

Les différents paramètres nécessaires aux algorithmes de contrôle de toutes les couches, p , et $D[i]$ pour $i \in \{1, \dots, p\}$ peuvent donc être évalués de manière statistique en mémorisant ces différents "événements" sur les N derniers slots et en calculant sur ceux ci la proportion de slots inutilisés (p) et les proportions de slots correspondant à des émissions de messages par des mobiles appartenant à la couche i , pour toutes les valeurs de i entre 1 et p ($D[i]$).

A31 1.2 Principe général de la simulation .

Le programme a été écrit en Pascal .

La première chose qui est faite par ce programme est la lecture des paramètres nécessaires à celui ci, dont une liste descriptive sera donnée dans le paragraphe suivant, et qui sont enregistrés sur un fichier de type texte désigné sous le nom de **param** permettant à l'utilisateur d'effectuer fréquemment toutes les modifications qu'il désire .

La politique d'accès aléatoire étant une politique ALOHA à temps discrétisé, il est naturel que cette simulation s'effectue slot par slot , le temps n'apparaissant ici qu'en terme de numéro de slot. Ces slots sont donc numérotés de 1 jusqu'à une valeur nommée **longueur** choisie par l'utilisateur, et déterminant la durée de la simulation. Le paramètre indiquant le numéro de slot courant est **numslot**.

A la fin de la simulation , la procédure **édit_tout** , édite sur le fichier **sortie** tous les résultats obtenus à partir des différents compteurs. Une description de ces résultats, ainsi que

des compteurs utilisés et de la manière dont ils sont incrémentés sera donnée ultérieurement quand l'ensemble des procédures aura été décrit. Cette édition finale de tous les résultats nous a cependant semblé incomplète, dans la mesure où elle ne rend pas compte de l'évolution du système, ce qui est parfois intéressant notamment dans l'étude des phénomènes transitoires. C'est pourquoi les slots sont divisés en tranches dont la longueur est déterminée par le paramètre **tranche**. A la fin de chaque tranche de slots, la procédure **edit_tranche** édite les résultats qui correspondent exclusivement à celle-ci. Ceci impose de gérer deux ensembles de compteurs:

- Des compteurs partiels, initialisés au début de chaque tranche, et ne mesurant les performances du système que pour la tranche courante.
- Des compteurs globaux, initialisés au début du programme, qui mémorise tout ce qui s'est passé depuis le début de la simulation. Ces compteurs sont incrémentés à la fin de chaque tranche de la valeur des compteurs partiels.

Le paramètre **nst** représente le numéro relatif du slot à l'intérieur d'une tranche.

Enfin le noyau du programme réalise à chaque slot la simulation :

- de tous les événements se déroulant durant celui-ci: émission (s) (ou réémission(s)) des mobiles, collisions, captures, ou éventuellement inactivité;
- ainsi que des opérations effectives au niveau de la station de base: mise à jour des estimateurs statistiques, et avec ces nouvelles estimations des paramètres de l'algorithme de contrôle, calcul, pour chaque couche, des valeurs des probabilités de retransmissions à diffuser sur la voie balise descendante.

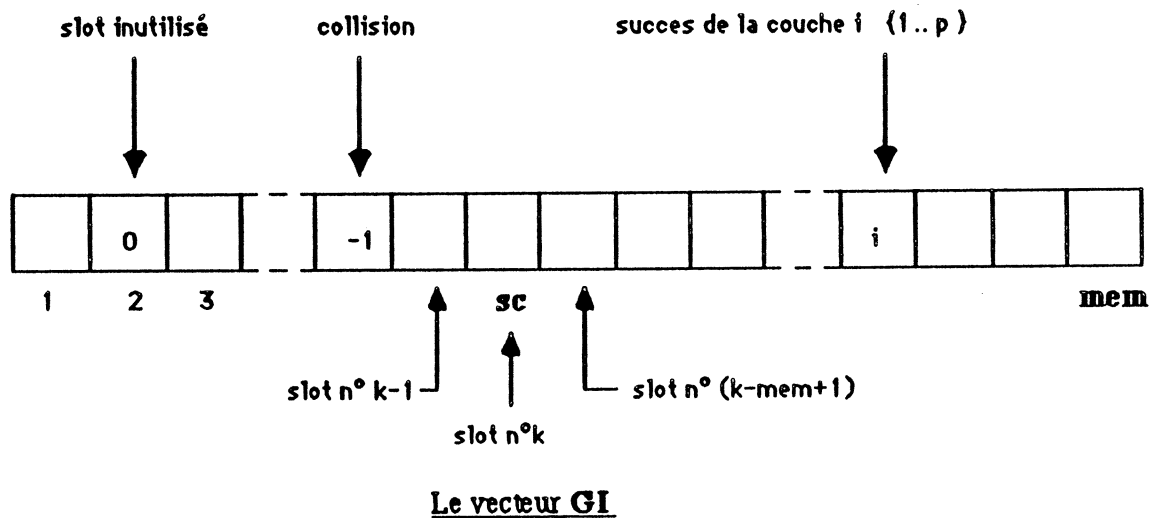
A31 2 Structures de données.

A31 2.1 Estimation des paramètres de contrôle, p et $D[i].i \in \{1, \dots, p\}$

Le principe de cette estimation est de maintenir à jour un vecteur, **GI** de taille fixée, **mem**. (Nous avons choisi **mem** = 100), mémorisant la nature des **mem** derniers slots (inutilisé, collision, ou succès de la couche *i*). Le code utilisé par les valeurs de **GI** pour décrire ceci est le suivant : 0 pour un slot inutilisé; -1 pour une collision; $i \in \{1, \dots, p\}$ pour un succès de la couche *i*.

Ce vecteur est parcouru de manière cyclique. **sc** représente l'indice du slot courant dans **GI**.

Lorsque débute le k -ième slot, sc est incrémenté (ou forcé à 1 si $sc=100$), et la valeur $GI[sc]$ contenant dans la nature du $(k - mem)$ ième slot est écrasé pour laisser place à celle de ce k ième slot.



A31 2.2 Gestion des émetteurs .

D'après le protocole, lorsqu'un mobile veut émettre un paquet pour la première fois, il attend le début du slot pour le faire, et en cas d'échec, ce paquet devra être réémis à chacun des slots suivants, selon une probabilité qui est fonction du niveau de puissance auquel il appartient, jusqu'à ce qu'il soit correctement reçu. Aucun autre paquet n'est émis par le mobile tant que le précédent n'est pas "écoulé": les paquets peuvent donc être bufférisés au niveau de l'émetteur du mobile .

Lorsque la station de base reçoit correctement un paquet, l'identification du mobile émetteur, incluse dans la zone de contrôle du paquet, est diffusée sur la voie balise descendante en guise d'acquittement positif. Ainsi le mobile est informé avant le début du slot suivant, que le paquet émis a été correctement reçu.

Enfin le mobile émetteur , en mesurant l'affaiblissement de puissance par rapport à une puissance maximale fixée à l'avance (par exemple lue au moment de la connexion du mobile), détermine à quel niveau de puissance appartient le paquet émis. Les probabilités de retransmissions de toutes les couches étant diffusées, il saura laquelle appliquer en cas de retransmissions du paquet.

Cependant le niveau de puissance qui n'est pas dépendant du mobile émetteur, mais uniquement de sa position relativement à la station de base, peut changer au cours du temps. Toutefois le temps entre la première émission d'un paquet et sa réception correcte par la station de base étant, dans des conditions normales, négligeable par rapport à la durée

moyenne de "séjour à l'intérieur d'un niveau de puissance", nous considérons qu'un paquet reste toujours dans le même niveau de puissance.

Au niveau de la simulation, nous utilisons des taux d'appels moyens en nombre de paquets par slot et par conséquent nous ne nous préoccupons pas de l'appartenance de ceux-ci à telle ou telle station mobile. Les stations mobiles n'existent pas dans la simulation, seuls sont pris en compte les paquets émis.

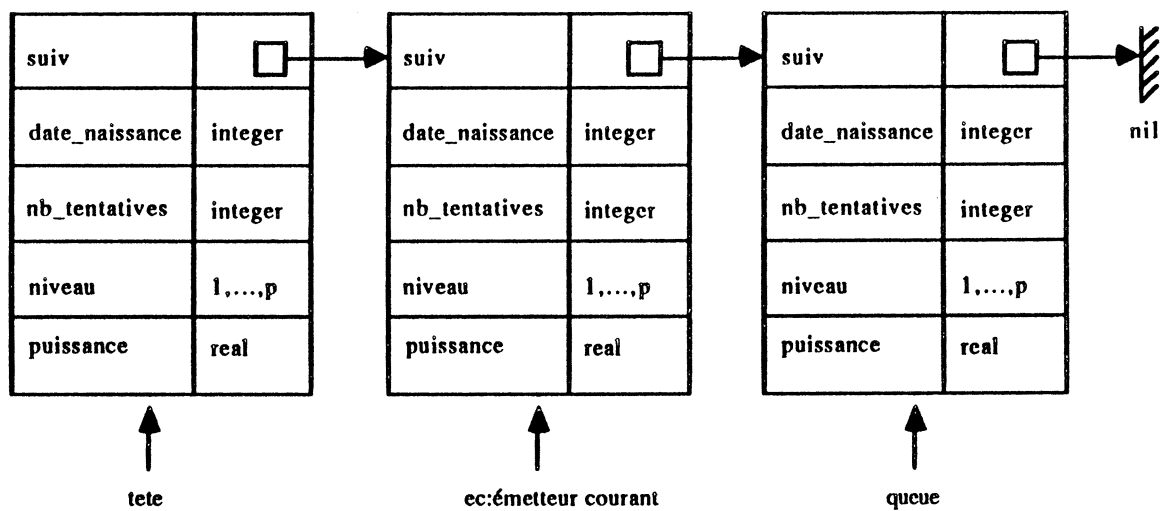
Lorsqu'un paquet est émis pour la première fois un enregistrement est créé, et est placé à la queue d'une liste à sens de parcours unique.

Les champs de cet enregistrement sont les suivants:

- **date_naissance** est un entier représentant le numéro du slot sur lequel ce paquet a été émis pour la première fois.
- **nb_tentatives** est un entier représentant le nombre d'émissions et réémissions de ce paquet effectuées sans succès. Si **nb_tentatives** = 0, il s'agit donc d'une nouvelle émission.
- **niveau** est un entier compris entre 1 et p, qui représente le niveau de puissance.
- **puissance** est un réel indiquant la valeur de la puissance reçue au niveau de la station de base.
- **suiv** qui est un pointeur, pointe sur l'enregistrement suivant dans la chaîne, si celui-ci existe.

Cette liste qui ne peut donc être parcourue que du premier enregistrement vers le dernier est dotée de deux pointeurs, **tete** et **queue** représentant respectivement le premier et le dernier enregistrement de cette liste. Si cette dernière est vide, ces deux pointeurs sont forcés à **nil**, c'est à dire qu'ils ne pointent sur rien du tout.

ec correspondant à l'émetteur courant, est un pointeur permettant de parcourir la liste. Chaque fois qu'un paquet est émis avec succès, celui-ci est enlevé de la liste, et détruit, les pointeurs pointant sur les enregistrements de cette liste étant éventuellement mis à jour.



La liste des émetteurs

A31 3 Description algorithmique du corps du programme.

- Lecture des paramètres dans le fichier **param** : procédure **lecture** ;
- Edition de ces paramètres dans le fichier **sortie** : procédure **présentation** ;
- initialisation de début de programme: procédure **init_deb** ;
- numslot** :=1;

Tant que **numslot** <= longueur faire

debut

- Initialisation périodique de début de tranche: procédure **init_per** ; **nst**:=1;
- Tant que **nst** <= tranche et **numslot** <= longueur faire

debut

- procédure **nouveaux_emetteurs** :
 - .Tirage des nouveaux emetteurs.
 - .Création des enregistrements correspondants et rangement de ceux ci dans la liste des émetteurs.
- Procédure **acces_aléatoires** :
 - .Tirage des émissions effectives (nouvelles émissions et certaines réémissions)
 - .Calcul du rapport signal / bruit entre l'émission la plus puissante et la somme des autres s'il y a eu plusieurs émissions, sinon entre cette émission et le bruit de fond. Ce calcul permet de déterminer s'il y a capture ou non.
 - .En cas de succès d'une émission, retrait de l'enregistrement correspondant de la liste des émetteurs et destruction de cet enregistrement.
 - .Enregistrement de la nature du slot avec la variable **nature** .
- Procédure **majGI**:
 - Remplacement dans le vecteur **GI** de la nature du slot le plus anciennement enregistré par celle du slot courant; modification en conséquence des paramètres de l'algorithme de contrôle.
- Exécution de l'algorithme de contrôle (procédure **controle**)
- **numslot** :=**numslot** +1;

Fin

Edition périodique des résultats (procédure **edit_tranche**)

Fin

Edition finale des résultats (procédure **edit_fin**).

A31 4 Description des constantes et variables utilisées dans le programme

A31 4.1 Constantes

Remarque préliminaire

Mis à part **p**, **mem**, et **nb_lois**, les "constantes" présentées ici sont en fait déclarées dans le programme en tant que variables, lues dans le fichier **param**, et dont la valeur ne change pas, tout au long de son exécution. Ce choix a été fait pour une raison inhérente à toute simulation : Celle d'offrir à l'utilisateur la possibilité de modifier à son gré les différents paramètres du modèle représenté par cette simulation.

- p = 2** : Nombre de niveaux de puissance.
- mem = 100** : Taille du vecteur **GI**.
- nb_lois = 6** : Nombre de variables suivant une loi uniforme, indépendantes entre elles, qu'il est nécessaire de générer (cf Annexe générale I).
- choix** : Entier permettant de choisir l'algorithme de contrôle que l'on veut exécuter.
- longueur** : Longueur totale de la simulation, en nombre de slots.
- tranche** : Longueur des tranches de slots entre lesquelles on effectue des éditions de résultats.
- nbi** : Tableau de **p** éléments représentant la répartition des nombres de paquets bloqués à l'état à l'initial, en fonction du niveau de puissance (cf A31 6).
- lambda** : Paramètre de la loi de Poisson des arrivées (cf A31 5.1.2).
- alp = 1.75** : Valeur de $\alpha / 2$, où α représente le paramètre d'amortissement de la puissance par rapport à la distance.
- sigma = 1.38** : Valeur de σ , qui est l'écart type de la loi normale suivie par le logarithme népérien de la variable aléatoire correspondant aux obstacles, dans la détermination de la puissance reçue par la station de base.
- ka = 2** : Valeur utilisée dans la détermination de la puissance maximale **P1**:

$$P1 = \frac{\alpha}{2} + ka \sqrt{\text{Var}(\log P)}$$

- K** : Tableau de $p-1$ réel, $K[i]$ représentant le seuil d'affaiblissement (en Bel) de la puissance, délimitant la $i^{\text{ème}}$ et la $(i+1)^{\text{ème}}$ couche. Dans le cas d'une répartition en deux couches, nous avons choisi $K[1]=2.25$ (cf I 3).
- $p_k=10^{-5}$** : Valeur correspondant à la puissance moyenne du bruit de fond. Elle sert surtout à éviter la nullité du dénominateur du rapport signal / bruit lorsqu'il n'y a qu'une seule émission (Cf A31 5.2.2).
- $R0=10.0$** : Seuil du rapport signal / bruit au dessus duquel s'effectue la capture. Ce paramètre n'est fonction que de la capacité du récepteur de la station de base à décoder un signal avec un niveau de brouillage plus ou moins grand.
- epsilon** : Tableau de réels, de dimension p , dont chaque valeur correspond à la probabilité, pour chaque couche, pour qu'un message ne soit pas reçu correctement, bien qu'il n'y ait pas eu collision. Ce taux d'erreur est souvent désigné sous le terme de "fading".
- alpha,beta,delta,ro,eta et ksi** sont des tableaux de réels, de dimension p , dont chaque instance d'ordre i correspond aux paramètres $\alpha_i, \beta_i, \delta_i, \rho_i, \eta_i$ et ξ_i de l'algorithme de contrôle décrit en II 1.
- Fmax** : Borne supérieure des probabilités de retransmission (cf II 2.3), qui est donc utilisée par l'algorithme de contrôle.
- lbd** : Tableau de réels, de dimension p , dont chaque instance d'ordre i , correspond au taux d'appels λ_i , pour chaque couche i , utilisé dans l'algorithme de contrôle.
- e_G** : Taux d'inactivité auquel le système est asservi par l'algorithme de contrôle.
- RVGI** : Tableau de $p+2$ réels représentant la fonction de répartition des $p+2$ valeurs du vecteur **GI**. Cette fonction définie par l'utilisateur permet d'initialiser le vecteur **GI** en fonction du nombre de paquets bloqués à l'état initial (cf A31 6).

A31 4.2 Variables

Remarque préliminaire

Nous ne citerons ici que les variables utilisées par plusieurs des procédures appelées depuis le corps du programme, et qui ne sont donc pas simplement spécifiques du fonctionnement interne d'une procédure particulière. Dans cette liste, ne figure bien sûr pas, les différents compteurs qui seront décrits en A31 7.

A31 4.2.1 Variables de contrôle

pchap correspond à l'estimation du taux d'inactivité, déduite du vecteur **GI**.

D est un tableau à p éléments dont la $i^{\text{ème}}$ composante correspond à l'estimation, déduite du vecteur **GI**, du taux d'appel partiel pour la couche i , noté λ_i dans l'algorithme de contrôle décrit en II 1.

F est un tableau de taille p dont les instances correspondent aux probabilités de retransmission de chaque couche. Notons que ce tableau est initialisé par l'utilisateur dans le fichier **param**.

A chaque slot, **pchap** et **D[i]**, $i \in \{1, \dots, p\}$ sont mis à jour par la procédure **majGI**, puis utilisées par l'algorithme de contrôle qui calcule de nouvelles valeurs des **F[i]** qui seront utilisées au slot suivant dans la procédure **acces_aleatoires** pour déterminer si les mobiles bloqués réémettent leur paquet ou non.

Enfin, la variable **nature**, déjà citée, permet, à chaque slot, de mémoriser sa nature au niveau de la procédure **acces_aleatoires** afin de pouvoir modifier en conséquence les paramètres **pchap** et **D[i]**, $i \in \{1, \dots, p\}$ dans la procédure **majGI**.

A31 4.2.2 Variables de gestion de la liste des émetteurs

ncbl est un entier correspondant à la longueur de la liste des émetteurs. Il est donc modifié chaque fois que des enregistrements dans cette liste doivent être rajoutés (c'est à dire dans la procédure **nouveaux_emetteurs**), ou supprimés (c'est à dire dans la procédure **acces_aleatoires**, en cas de reception correcte d'un paquet). Remarquons cependant que, dans la procédure **nouveaux_emetteurs** les nouvelles émissions sont insérées dans la

liste, et que, à partir de cette instruction, et jusqu'à ce que soit éventuellement exclu de cette liste l'enregistrement correspondant au paquet ayant été correctement capté (procédure `acces_aleatoires`), la variable `ncbl`, malgré son nom, ne correspond pas forcément au nombre courant de bloqués. En dehors de cette partie du programme, la variable représente effectivement le nombre courant de paquets bloqués.

`RNCBL` est un tableau de `p` éléments représentant la répartition des nombres courants de paquets bloqués par niveau de puissance. Comme ses valeurs sont modifiées en même temps que `ncbl`, la même restriction s'applique quant à leurs valeurs entre la procédure `nouveaux_emetteurs` et la procédure `acces_aleatoires`.

ec déjà mentionné est un pointeur permettant de parcourir la liste des émetteurs.

A31 5 Description des principales procédures

A31 5.1 Procédure nouveaux_emetteurs

A31 5.1.1 Description algorithmique générale

Tirage du nombre de nouvelles émissions (variable **ne**) pour ce slot: **poisson (ne)**.

Si **ne** <> 0 alors

début

ncbl:=ncbl+ne;

création du premier enregistrement;

RNCBL[ec↑.niveau]:=RNCBL[ec↑.niveau]+1;

Raccordement de cet enregistrement à la queue de la liste si celle ci existe,
sinon initialisation des variables **tete** et **queue**.

de **j:=2** jusqu'à **ne** faire

début

création de l'enregistrement;

RNCBL[ec↑.niveau]:=RNCBL[ec↑.niveau]+1;

Raccordement de celui ci à la queue de la liste

fin

fin

A31 5.1.2 La procédure poisson

Rappelons tout d'abord que le temps est divisé en tranches (ou slots) sur lesquels doivent être effectuées les émissions des paquets. Durant chaque slot, le ou les mobiles désirant émettre un paquet se synchronisent sur le début du slot suivant. Le nombre de mobile émettant un nouveau paquet au début de chaque slot suit une loi de Poisson, dont le paramètre est égal au taux d'arrivée, **lambda**, fixé par l'utilisateur dans le fichier **param**.

L'appel de la procédure **poisson(ne)** donne donc, selon une loi de Poisson de paramètre **lambda**, une valeur à la variable **ne**, représentant le nombre de nouvelles émissions sur ce slot. Une description de cette procédure peut être trouvée en annexe général I (AG1 2.1) .

A31 5.1.3 Initialisation des enregistrements créés

Le champ **date_naissance** est initialisé à la valeur **numslot**, correspondant au numéro du slot courant.

Le champ **nb_tentatives** est évidemment initialisé à 0.

Le champ **puissance** est donné par la fonction **puissance**, décrite en annexe générale I (AG1 2.2), qui effectue le tirage aléatoire de cette puissance.

Le champ **niveau** déterminé par la fonction **calc_niveau**. Cette fonction prend comme paramètre **puiss** transmis par valeur, la valeur de la puissance qui vient d'être tirée (soit $ec \uparrow .puissance$), et compare l'affaiblissement $r = \log (P1 / puiss)$, où **P1** représente la puissance "maximale", aux valeurs du tableau **K** pour en déduire à quelle couche de puissance appartient ce nouveau paquet.

A31 5.2 Procédure acces_aleatoires

A31 5.2.1 Variables utilisées

fj est une valeur aléatoire tirée uniformément sur $[0,1]$, utilisée pour déterminer si un paquet bloqué sera réémis ou non.

eps est également une valeur aléatoire tirée uniformément sur $[0,1]$ qui est utilisée pour déterminer si le paquet émis ne sera pas brouillé par fading.

nbem est un entier représentant le nombre d'émissions effectives sur le slot courant.

max est un pointeur qui, après le tirage des émissions effectives, pointe sur le paquet de la liste dont la puissance est maximale, et **puissmax** permet de mémoriser cette puissance.

som_puiss représente la somme des puissances des paquets effectivement émis.

R représente enfin le rapport signal / bruit, de la puissance maximum à la somme de toutes les autres.

A31 5.2.2 Description algorithmique

- Initialisations :

```

nbem:=0;
ec:=tete;
max:=nil;
puissmax:=0;
som_puiss:=0;

```

- Tirage des émissions effectives : la chaîne est parcourue sur toute sa longueur. Pour chaque enregistrement on détermine si il émettra ou non : il émettra soit s'il s'agit d'un nouvel émetteur ($ec \uparrow .nb_tentatives=0$), soit, dans le cas d'une réémission ($ec \uparrow .nb_tentatives \neq 0$), si la valeur de fj , tirée aléatoirement, est inférieure à la probabilité de retransmission du niveau de puissance auquel ce paquet appartient, donnée par $F[ec \uparrow .niveau]$. S'il émet effectivement, alors les valeurs $nbem$, som_puiss sont incrémentées, et max et $puissmax$ éventuellement mis à jour.

- Calcul du rapport signal / bruit: $R := \text{puissmax} / (\text{som_puiss} - \text{puissmax} + pk)$;
 pk représente le niveau de puissance du bruit de fond.

Notons que :
 - si aucune émission n'a eu lieu ($nbem=0$), alors
 $som_puiss = \text{puissmax} = 0$ et par conséquent $R = 0$;
 - Si une seule émission de puissance P a eu lieu ($nbem=1$), alors
 $\text{puissmax} = P$ et $som_puiss = P$.

$R = P / pk$ est, compte tenu de la très faible valeur de pk , largement supérieur à $R_0=10$.

Tirage de la variable eps ;

Si $nbem=0$ alors (slot inutilise)

début

$nature:=0$;

mise à jour des compteurs correspondant à cette situation

fin

sinon

Si $R \geq R_0$ (soit un seul paquet a été émis, soit ce paquet a été capturé)

et ($eps > \text{epsilon}[max \uparrow .niveau]$) (il n'y a pas de fading)

alors

début

$ncbl:=ncbl-1$;

$RNCBL[max \uparrow .niveau]:=RNCBL[max \uparrow .niveau]-1$;

$nature:=max \uparrow .niveau$;

mise à jour des compteurs;

retrait du paquet émis de la liste des émetteurs

fin

sinon (cas d'une collision, ou du fading, ce qui est indifférent car la station de base est incapable de faire la distinction entre ces deux cas)

début

nature:=-1;

mise à jour des compteurs

fin

A31 5.3 Procédure majGI

Remarque préliminaire

Les estimateurs **pchap** et **D[i]**, $i \in \{1, \dots, p\}$ sont des moyennes sur toutes les valeurs du vecteur **GI** de taille **mem**=100. Leurs valeurs sont donc des multiples entiers d'un quantum $q=1/\text{mem} = 0.01$. Chaque fois qu'elles doivent être modifiées, elles sont incrémentées ou décrémentées de **q**.

Description algorithmique

Si **sc**<**mem** alors **sc**:=**sc**+1 sinon **sc**:=1;

mise à jour des paramètres, correspondant à l'effacement du (**k**-mem)^{ième} slot;

si **GI[sc]** dans $\{1..p\}$ alors **D[GI[sc]]**:=**D[GI[sc]]**-**q**;

enregistrement du **k**^{ième} slot, et mise à jour des paramètres en conséquence;

GI[sc]:=**nature**;

si **nature**=0 alors **pchap**:=**pchap**+**q**;

si **nature** dans $\{1..p\}$ alors **D[nature]**:=**D[nature]**+**q**;

A31 5.4 Procédure controle

Cette procédure a un paramètre transmis par variable, **choix**, dont la valeur fournie par l'utilisateur dans le fichier **param**, indique quel algorithme de contrôle doit être exécuté lorsqu'on dispose de plusieurs algorithmes. Ces algorithmes ne doivent utiliser que tout ou partie des diverses variables de contrôle (**p**, **D[i]**, **alpha[i]**, **beta[i]**, **delta[i]**, **ro[i]**, **eta[i]**, **ksi[i]**, $\forall i \in \{1, \dots, p\}$) car dans le cas contraire, il faudrait rajouter des paramètres dans le fichier **param**, et donc modifier les procédures de lecture des paramètres (procédure **lecture**), et d'édition des paramètres dans le fichier **sortie** (procédure **presentation**). Dans l'état actuel du programme, seulement deux algorithmes sont proposés :

- Si **choix** = 1, il s'agit de l'algorithme présenté en II 1 .
- Si **choix** = 2, il s'agit d'un algorithme indifférencié, c'est à dire qui est le même pour tous les niveaux de puissance, et qui ne fait donc intervenir que le taux d'inactivité **p**. Cet algorithme, proposé par Banh Tri An & Gelenbe [BAN77] est décrit ci dessous :

Si $p < e_G * (1 - \eta[1])$ alors pour $i:=1$ à p faire $F[i] := F[1] / (1 + \alpha[1])$

sinon

si $(p > e_G * (1 + \kappa[1]))$ et $(F[1] < F_{max})$ alors pour $i:=1$ à p faire $F[i] := F[i] / (1 - \beta[1])$

Pour que l'algorithme soit bien indifférencié, les valeurs $F[i]$ doivent être à tout moment égales pour toutes les valeurs de i . Pour que cette condition soit respectée, cet algorithme n'utilise que les premières valeurs des tableaux **alpha**, **beta**, **eta**, et **ksi**.

Nous avons implémenté cet algorithme dans le but de juger l'intérêt qu'il y a à faire un contrôle adapté à chaque niveau de puissance.

Remarque concernant la borne supérieure des probabilités de retransmission.

Le fait d'imposer une borne supérieure aux probabilités de retransmission nous conduit à rajouter dans l'algorithme de contrôle décrit en II 1, la condition $F[i] < F_{max}$ aux différentes conditions requises pour augmenter la probabilité de retransmission.

A31 6 Les initialisations

A31 6.1 Description générale

Les initialisations effectuées en début de programme par la procédure **initialisations** sont les suivantes:

- initialisation de la table des valeurs permettant de générer une loi de Poisson, **GP** (cf annexe générale I (AG1 2.1))
- calcul de la valeur de la puissance maximale, **P1**:

$$P1 = e^{alp + ka \sqrt{\sigma^2 + alp^2}}, \text{ avec } alp = \frac{\alpha}{2} = 1.75, \sigma = \sigma = 0.6 \text{ et } ka = 2$$
- initialisation à 0 des compteurs globaux (cf A31 7.2)
- $q := \frac{1}{mem}$;
- initialisation des séquences aléatoires (cf annexe générale (AG1 3.2)).

La procédure **etat_initial** permet quant à elle l'établissement des conditions de la simulation (vecteur **GI**, nombre initial de bloqués):

- initialisations de **ncbl** et de **RNCBL[i]**, $i \in \{1, \dots, p\}$.
- initialisation du vecteur **GI**.
- initialisation de la liste des bloqués (et de ses pointeurs **tete**, **queue**, **ec** et **max**), avec création des enregistrements correspondant aux paquets bloqués à l'état initial si **ncbl**>0.

A31 6.2 Etablissement des conditions initiales (procédure etat_initial)

A31 6.2.1 Intérêt d'un pic initial

Il nous est apparu indispensable de pouvoir faire démarrer la simulation d'un état quelconque. En effet, avoir au départ, non un système vide, mais un grand nombre de bloqués permet d'une part de tester la stabilité d'une politique en étudiant sa convergence vers l'état stable quel que soit l'état de départ, et d'autre part de donner des temps de retour à la normale (temps de recouvrement) après des pointes de trafic exceptionnelles, afin de pouvoir évaluer les performances de l'algorithme de contrôle en fonction des divers paramètres de la simulation.

A31 6.2.2 Initialisation du vecteur GI

A31 6.2.2.1 Intérêt

Le problème de l'initialisation du vecteur **GI** est que celui ci représente les **mem** slots passés, et que à l'état initial, ce passé ne peut bien sûr pas être connu. Une première solution consiste à l'initialiser avec des valeurs non significatives (c'est à dire n'appartenant pas à l'ensemble $\{-1, 0, 1, \dots, p\}$), et à le remplir au fur et à mesure des **mem** premiers slots. Le contrôle ne peut alors commencer qu'après ces **mem** premiers slots.

Cette première solution a été remplacée, car si dans l'étude du régime permanent il n'est pas très important que le contrôle débute dès le premier slot, cela n'est pas le cas pour l'étude des phénomènes transitoires. Nous avons, en effet, voulu faire en sorte que la simulation puisse démarrer d'un état quelconque. Pour cela nous devons permettre à l'utilisateur de définir cet état en choisissant le nombre de paquets bloqués à l'état initial pour chaque niveau de puissance (ces nombres sont donnés par les valeurs **nbi[i]**, $i \in \{1, \dots, p\}$, lues dans **param**). Il n'est donc pas envisageable que le contrôle ne débute pas immédiatement car cela fausserait évidemment la mesure des performances du système, d'une part à cause de ce

délai imposé, et d'autre part à cause du fait que durant ce délai les nombres de paquets bloqués auraient certainement augmenté à cause de l'absence de contrôle.

A31 6.2.2.2 Mise en oeuvre

L'utilisateur doit donc pouvoir par le moyen de l'initialisation du vecteur **GI**, qui correspond à une description du passé de cet état initial, définir les valeurs initiales des paramètres de l'algorithme de contrôle. Pour cela, il peut donner, dans le fichier param, p+2 valeurs enregistrées dans le vecteur **RVGI** et qui sont telles que:

$$\text{RVGI}[i] = \text{proba} (\text{GI}[\text{sc}] \leq i, \forall \text{sc} \in \{1, \dots, \text{mem}\}) \quad i \in \{-1, 0, 1, \dots, p\}$$

A31 6.2.2.3 Description algorithmique

```

sc:=0;
tant que sc<mem faire
  debut
    sc:=sc+1;
    Tirage d'une variable f suivant une loi uniforme sur [0,1];
    j:=-1;
    tant que (f > RVGI[j]) et (j < p) faire j:=j+1;
    GI[sc]:=j;
    si j = 0 alors pchap:=pchap+q sinon si j > 0 alors D[j]:=D[j]+q;
  fin
sc:=0;

```

A31 6.2.3 Initialisation de la liste des bloqués : description algorithmique.

Variable utilisée: NMC, entier représentant le nombre de mobiles créés.

```

ncbl:=0;
de i:=1 à p faire
  debut
    ncbl:=ncbl+nbi[i];
    RNCBL[i]:=0
  fin

```

Si $ncbl \neq 0$ alors

debut

Initialisation des semences aléatoires nécessaires à la génération des enregistrements de cette liste.

$NMC := 0;$

tant que $NMC = 0$ faire

debut

Créer un enregistrement pointé par ec .

Calculer sa puissance et son niveau de puissance.

Si $RNCBL[ec \uparrow .niveau] < nbi[ec \uparrow .niveau]$ alors

debut

finir d'initialiser les champs de cet enregistrement;

$RNCBL[ec \uparrow .niveau] := RNCBL[ec \uparrow .niveau] + 1;$

$NMC := NMC + 1;$

$tete := ec; queue := ec$

fin

sinon détruire cet enregistrement car on ne doit pas en créer qui appartiennent à ce niveau de puissance.

fin

tant que $NMC < ncbl$ faire

debut

Créer un enregistrement pointé par ec .

Calculer sa puissance et son niveau de puissance.

Si $RNCBL[ec \uparrow .niveau] < nbi[ec \uparrow .niveau]$ alors

debut

finir d'initialiser le champ de cet enregistrement;

$RNCBL[ec \uparrow .niveau] := RNCBL[ec \uparrow .niveau] + 1;$

$NMC := NMC + 1;$

$queue \uparrow .suiv := ec; queue := ec$

fin

sinon détruire cet enregistrement car on en a suffisamment créés qui appartiennent à ce niveau de puissance.

fin

Réaffectation des semences à leurs valeurs initiales

fin

sinon (la liste est initialement vide)

debut

tete:=nil;

queue:=nil

fin

A31 7 Les sorties du programme et les compteurs utilisés

Remarque préliminaire:

Les compteurs sont divisés en deux classes:

- Les compteurs partiels qui sont utilisés pour faire des statistiques sur chaque tranche de temps.
- Les compteurs globaux qui permettent de faire des statistiques depuis le début de la simulation.

Sauf exceptions, pour chaque compteur partiel C correspond un compteur global dont le nom est obtenu en suffixant C par le caractère "t": Ct.

Dans ce paragraphe, nous présentons les différents résultats édités par les procédures **edit_tranche** et **edit_fin**, et pour chacun d'entre eux nous indiquons quels sont les compteurs utilisés, et lorsqu'il s'agit de compteurs partiels (procédure **edit_tranche**) dans quelle(s) partie(s) du programme ils sont incrémentés.

A31 7.1 Résultats édités par la procédure edit_tranche

Tous les compteurs utilisés par cette procédure sont réinitialisés au début de chaque tranche dans la procédure **init_par**.

A31 7.1.1 Slots avec succès

Les compteurs de slots avec succès sont incrémentés dans la procédure **acces_aleatoires** chaque fois qu'un paquet a été émis avec succès. Lorsque cela est le cas, l'enregistrement correspondant à ce paquet est pointé par **max**. Si ce paquet a été reçu correctement par la station de base dès sa première émission alors, **max↑.nb_tentatives = 1**, sinon il a été reçu après un nombre de réémissions égal à **max↑.nb_tentatives - 1**.

A31 7.1.1.1 Slots avec succès sans réémission

$S0[i]$ totalise le nombre de slots avec succès sans réémission pour chaque couche i , et $nss0$ le nombre de slots avec succès sans réémission pour toutes les couches.

$S0[\max\hat{\uparrow}.niveau]$ et $nss0$ sont donc incrémentés de 1 dans la procédure `acces_aleatoires` chaque fois qu'un paquet est émis avec succès, et que $\max\hat{\uparrow}.nb_tentatives = 1$.

A31 7.1.1.2 Slots avec succès avec réémission

$S[i]$ totalise le nombre de slots avec succès avec réémissions pour chaque couche i , et nss totalise le nombre de slots avec succès avec réémission pour toutes les couches.

$S[\max\hat{\uparrow}.niveau]$ et nss sont donc incrémentés de 1, dans la procédure `acces_aleatoires`, chaque fois qu'un paquet est émis avec succès et que $\max\hat{\uparrow}.nb_tentatives > 1$.

A31 7.1.1.3 Nombre total de slots avec succès

Le nombre total de slots avec succès pour chaque couche i est donc donné par $S0[i] + S[i]$, et le nombre total de slots avec succès pour toutes les couches est donné par $nss0 + nss$.

A31 7.1.1.4 Succès avec capture

$C[i]$ totalise le nombre de slots avec succès dûs à une capture pour chaque couche i , et $nsuccap$ le nombre de slots avec succès dûs à une capture, pour toutes les couches.

$C[\max\hat{\uparrow}.niveau]$ et $nsuccap$ sont incrémentés de 1, dans la procédure `acces_aleatoires`, chaque fois qu'un paquet est émis avec succès, et que ce succès est dû à une capture ($nbem > 1$).

A31 7.1.2 Slots inutilisés

nsi totalise le nombre de slots inutilisés.

Il est incrémenté de 1 dans la procédure `acces_aleatoires`, lorsque le slot a été inutilisé ($nbem=0$).

A31 7.1.3 Slots avec collision ou avec fading

Dans la procédure **acces_aleatoires** (cf A31 5.2.2) trois types de slots sont envisagés:

- si **nbem** = 0 : slot inutilisé
- sinon si **R** >= **R0** (le paquet est seul à avoir été émis, ou a été capturé)
 et **eps** > **epsilon**[**max**↑**.niveau**] (il n'y a pas de capture)
 alors : slot avec succès
 sinon : slot avec collision ou fading.

Pour discerner s'il y a eu collision ou fading (ce que la station de base ne peut pas faire) il faut faire un test supplémentaire : Si **R** < **R0** alors il y a eu collision
 sinon il y a eu fading.

A31 7.1.3.1 Slots avec collision

nsc totalise le nombre de slots avec collision.

Il est incrémenté de 1 dans la procédure **acces_aleatoires** lorsqu'il y a eu collision.

A31 7.1.3.2 Slots avec fading

FAD[**i**], **i** ∈ {1,...,**p**} totalise le nombre de slots avec fading pour chaque couche **i**,
 et **nsf** totalise le nombre de slots avec fading pour toutes les couches.

Les compteurs **FAD**[**max**↑**.niveau**] et **nsf** sont incrémentés de 1 dans la procédure **acces_aleatoires** lorsqu'il y a eu fading.

A31 7.1.4 Nouvelles émissions

A31 7.1.4.1 Nombre moyen de nouvelles émissions

NOU[**i**] totalise à chaque slot, le nombre des nouvelles émissions pour la couche **i**.

nne totalise à chaque slot le nombre de nouvelles émissions pour toutes les couches.

Ces deux compteurs sont mis à jour dans la procédure **nouveaux_emetteurs**.

Le nombre de nouvelles émissions **ne** à chaque slot est déterminé par l'appel de la procédure **poisson(ne)**.

Le compteur **nne** est alors incrémenté de **ne**.

Ce n'est qu'au moment où l'on initialise les champs des enregistrement correspondants à ces nouveaux émetteurs et que l'on connaît leur niveau de puissance, $ec \uparrow .niveau$, que le compteur $NOU[ec \uparrow .niveau]$ est incrémenté de 1.

Finalement $NOU[i] / tranche$ représente le nombre moyen de nouvelles émissions par slot, pour chaque couche i , et $nne / tranche$ représente le nombre moyen de nouvelles émissions par slot pour toutes les couches.

A31 7.1.4.2 Répartition par couche des nouvelles émissions

Cette répartition est donnée par les valeurs $NOU[i] / nne$, $i \in \{1, \dots, p\}$.

A31 7.1.5 Réémissions

A31 7.1.5.1 Nombre moyen de bloqués par slot

$RNBL[i]$ totalise à chaque slot, les nombres de bloqués pour la couche i .

nbl totalise à chaque slot le nombre de bloqués pour toutes les couches.

Ces compteurs sont mis à jour à la fin de la procédure **acces_aleatoires**, lorsque le nombre courant de bloqués a pu être mis à jour en fonction du type de slot (succès, slot inutilisé ou collision-fading). Les compteurs $RNBL[i]$, $\forall i \in \{1, \dots, p\}$, sont incrémentés de $RNCBL[i]$, et le compteur nbl de $ncbl$.

Finalement $RNBL[i] / tranche$ représente le nombre moyen de bloqués par slot pour chaque couche i , et $nbl / tranche$ le nombre moyen de bloqués par slot pour toutes les couches.

A31 7.1.5.2 Nombre moyen de réémissions par slot

$nr1$ totalise à chaque slot le nombre de paquets émis correspondant à des réémissions. Ce compteur est mis à jour dans la procédure **acces_aleatoires** lorsqu'on parcourt la liste des bloqués pour déterminer quelles seront les émissions effectives. Pour chaque émission effective dont l'enregistrement correspondant est pointé par ec , on teste s'il s'agit d'une réémission ($ec \uparrow .nb_tentatives < 0$) et si oui, le compteur $nr1$ est incrémenté de 1.

Le nombre moyen de réémissions par slot est finalement donné par $nr1 / tranche$.

A31 7.1.5.3 Nombre moyen de réémissions par paquet

nr2 totalise, à chaque succès d'un paquet, le nombre de réémissions qui lui ont été nécessaires. Ce compteur est donc incrémenté dans la procédure **acces_aleatoires**, chaque fois qu'un paquet est émis avec succès, d'une valeur égale à son nombre de réémissions, c'est à dire $\max \uparrow .nb_tentatives - 1$.

Le nombre moyen de réémissions par paquet est donné par $nr2 / nss$.

A31 7.1.5.4 Temps d'attente

Les compteurs concernant les temps d'attente sont mis à jour dans la procédure **acces_aleatoires** en cas de succès de l'émission d'un paquet. L'enregistrement correspondant à ce paquet est alors pointé par **max**. Le temps d'attente de ce paquet est alors consigné dans la variable $tps_att := numslot - \max \uparrow .date_naissance$.

A31 7.1.5.4.1 Temps d'attente moyen

T[i] et **ta** totalise à chaque succès d'un paquet, respectivement pour chaque couche **i**, et pour toutes les couches, les temps d'attente de ces paquets.

T[max↑.niveau] et **ta** sont donc incrémentés dans la procédure **acces_aleatoires** en cas de succès de l'émission d'un paquet, d'une valeur **tps_att**.

Le temps d'attente moyen est donc donné par $T[i] / S[i]$ pour chaque couche **i**, et par ta / nss pour l'ensemble des couches

A31 7.1.5.4.2 Variance empirique des temps d'attente.

T2[i] et **ta2** totalisent à chaque succès d'un paquet, respectivement pour chaque couche **i**, et pour toutes les couches, les carrés des temps d'attente de ces paquets.

T2[max↑.niveau] et **ta2** sont donc incrémentés dans la procédure **acces-aleatoires**, en cas de succès de l'émission d'un paquet, d'une valeur $(tps_att)^2$.

$(T2[i] / S[i]) - (T[i] / S[i])^2$ représente la variance du temps d'attente pour la couche **i**.

$(ta2 / nss) - (ta / nss)^2$ représente la variance du temps d'attente global.

Remarque importante

La moyenne et la variance du temps d'attente sont calculées avec les compteurs nss et $S[i]$. Elles ne correspondent donc pas à une moyenne et une variance des temps d'attente pour toutes les émissions mais seulement de celles qui n'ont pas été reçues immédiatement par la station de base, parce qu'elles ont été bloquées à la suite d'une (ou de plusieurs) collisions.

A31 7.1.5.4.3 Temps d'attente maximum

$Tmax[i]$, $i \in \{1, \dots, p\}$ représente le temps d'attente maximum pour chaque couche i .

$tamax = \max_{i \in \{1, \dots, p\}} Tmax[i]$ représente le temps d'attente maximum global.

Si $tps-att > Tmax[\max\hat{.niveau}]$ alors $Tmax[\max\hat{.niveau}] := tps-att$

Si $tps-att > tamax$ alors $tamax := tps-att$;

A31 7.1.5.4.4 Temps d'attente minimum

$Tmin[i]$, $i \in \{1, \dots, p\}$ représente le temps d'attente minimum pour chaque couche i .

$tamin = \max_{i \in \{1, \dots, p\}} Tmin[i]$ représente le temps d'attente minimum global.

Si $tps-att < Tmin[\max\hat{.niveau}]$ alors $Tmin[\max\hat{.niveau}] := tps-att$

Si $tps-att < tamin$ alors $tamin := tps-att$;

A31 7.1.6 Trafic total.A31 7.1.6.1 Répartition du nombre d'émissions par slots.

NEPS est un tableau de 11 éléments indicés de 0 à 10 tel que:

NEPS[0] totalise le nombre de slots inutilisés.

NEPS[i] $1 \leq i \leq 9$ totalise le nombre de slots au cours desquels ont eu lieu i émissions (ou réémissions).

NEPS[10] totalise le nombre de slots au cours desquels ont eu lieu plus de 9 émissions ou réémissions.

A chaque slot, dans la procédure **acces-aleatoires**, après que la liste des bloqués ait été parcourue, et que le nombre d'émissions effectives, **nbem**, soit connu, **NEPS[nbem]** est incrémenté de 1.

La proportion de slots au cours desquels ont eu lieu *i* émissions est finalement donnée par **NEPS[i] / tranche**.

A31 7.1.6.2 Estimation du trafic global

Une estimation **G** du trafic global est donnée par :
$$G = \sum_{i=1}^{10} (i * \text{NEPS}[i] / \text{tranche})$$

A31 7.1.7 Valeurs moyennes des paramètres de contrôle.

A31 7.1.7.1 Valeurs moyennes des estimateurs de taux de succès D[i].

Les compteurs **Dmoy [i]** , *i* ∈ {1,...,p} totalisent à chaque slot, les valeurs des paramètres **D[i]**.

Ils sont donc incrémentés de **D[i]**, à chaque slot, à la fin de la procédure **majGI**, lorsque ces estimateurs ont été mis à jour.

La valeur moyenne des **D[i]** est finalement donnée par **Dmoy [i] / tranche**

A31 7.1.7.2 Valeur moyenne de l'estimateur du taux d'inactivité pchap.

Le compteur **pchapmoy** totalise à chaque slot, la valeur du paramètre **pchap**.

Il est donc incrémenté de **pchap**, à chaque slot, à la fin de la procédure **majGI**, lorsque cet estimateur a été mis à jour.

La valeur moyenne de **pchap** est finalement donnée par **pchapmmoy / tranche**

A31 7.2 Compteurs édités par la procédure edit-tout.

Chaque compteur partiel **C**, utilisé par la procédure **edit-par**, donne un résultat concernant la dernière tranche de la simulation. A chacun de ces compteurs correspond un autre compteur avec un nom identique, mais suffixé par la lettre " t ", **Ct**, qui est utilisé par la procédure **edit-tout**, et qui donne le même résultat mais depuis le début de la simulation.

Remarque

Pour le calcul des moyennes effectives sur tous les slots, le dénominateur **tranche** doit donc être remplacé par **numslot - 1** (-1 parce qu'au moment de l'appel des procédures d'édition, **numslot** a déjà été incrémenté).

Tous les compteurs utilisés par la procédure **edit-tout** sont initialisés dans la procédure **init-deb**. Ceux pour lesquels correspond un compteur partiel ne sont en fait mis à jour qu'à la fin de chaque tranche de la simulation, dans la procédure **edit-par** : chaque compteur **Ct** est donc incrémenté de **C**.

Nous présentons maintenant des compteurs pour lesquels il ne nous a pas semblé utile d'éditer des résultats sur chaque tranche de la simulation. Ces compteurs sont donc incrémentés en divers endroits du programme, de la même manière que ceux présentés précédemment.

A31 7.2.1 Fonction de répartition du temps d'attente.

RTA est un tableau de 12 valeurs entières, indicées de -1 à 10 tel que :

RTA[-1] totalise le nombre de paquets reçus par la station de base sans réémissions (**tps-att=0**)

RTA[i] $0 \leq i \leq 9$ totalise le nombre de paquets reçus par la station de base après un temps d'attente **tps-att** compris entre $10i + 1$ et $10i + 10$.

RTA [10] totalise le nombre de paquets reçus par la station de base après un temps d'attente **tps-att** supérieur à 100.

Les éléments de ce tableau sont mis à jour dans la procédure **acces-aleatoires**, en cas de succès de l'émission d'un paquet. Le temps d'attente de ce paquet est alors indiqué par **tps-att**.

RTA[j] est incrémenté de 1 avec $j = -1$ si **tps-att** = 0

et $j =$ partie entière de $(\text{tps-att} - 1) / 10$ sinon.

Les valeurs de la fonction de répartition sont finalement données par :

$$F[(i+1) * 10] = sp / s, \text{ avec } sp = \sum_{k=-1}^i RTA[k] \text{ et } s = \sum_{k=-1}^{10} RTA[k]$$

A31 7.2.2 Fonction de répartition du nombre de réémissions par paquet.

RNR[i] $0 \leq i \leq 9$ totalise le nombre de paquets reçus par la station de base après i réémissions.

RNR[10] totalise le nombre de paquets reçus par la station de base après un nombre de réémissions supérieur ou égal à 10.

Les éléments de ce tableau sont mis à jour dans la procédure **acces-aleatoires** en cas de succès de l'émission d'un paquet. Le nombre de réémissions de ce paquet est alors indiqué par $\max \uparrow .nb\text{-tentatives} - 1$.

Si $\max \uparrow .nb\text{-tentatives} - 1 < 10$ alors **RNR** [$\max \uparrow .nb\text{-tentatives}$] est incrémenté de 1 sinon **RNR[10]** est incrémenté de 1.

Les valeurs de la fonction de répartition sont finalement les suivantes :

$$F[i] = sp / s, \text{ avec } sp = \sum_{k=0}^i RNR[k] \text{ et } s = \sum_{k=0}^{10} RNR[k]$$

A31 7.2.3 Moyenne des F[i], $i \in \{1, \dots, p\}$, en fonction du nombre de bloqués.

Pour évaluer cette moyenne , nous utilisons deux tableaux de compteurs:

FRNI [i,s], $i \in \{1, \dots, p\}$, $s \in \{0, \dots, 100\}$ totalise, pour chaque couche i , le nombre de slots au cours desquels il y avait un nombre s de paquets bloqués.

FRFI[i,s], $i \in \{1, \dots, p\}$, $s \in \{0, \dots, 100\}$ totalise à chaque slot où il y a s paquets bloqués les valeurs des probabilités de retransmission.

Ces tableaux sont tous deux mis à jour à la fin de la procédure **controle**, lorsque le nombre courant de bloqués pour chaque couche i **RNCBL[i]** et la probabilité de retransmission pour chaque couche i , **F[i]** ont été mis à jour.

FRNI[i,RNCBL[i]] est donc incrémenté de 1.

et **FRFI[i,RNCBL[i]]** est donc incrémenté de **F[i]** , $\forall i \in \{1, \dots, p\}$.

$\forall i \in \{1, \dots, p\}$, si **FRNI[i,s]** $\neq 0$, alors **FRFI[i,s]** / **FRNI[i,s]** donne une estimation de la valeur de la probabilité de retransmission de chaque couche i en fonction du nombre de paquets bloqués dans cette couche.

Ces compteurs nous ont permis de constater (Cf figure I 1 page 155) que les probabilités de retransmission de chaque couche lorsqu'il y a n bloqués sont de l'ordre de $\frac{1}{n}$.

A31 8 Les variables aléatoires générées dans la simulation.

Les principes généraux concernant la génération de lois aléatoires sont traités en annexe générale I. Le but de ce paragraphe n'est que de décrire les solutions particulières adoptées pour générer les lois aléatoires utilisées dans cette simulation.

Mis à part tous les tirages d'une loi uniforme sur $[0,1]$ qui sont nécessaires pour effectuer différents tests (test de retransmission, de fading, etc...), deux variables aléatoires doivent être générées dans cette simulation :

- Celle représentant les nouvelles arrivées à chaque slot, qui suit une loi de Poisson, dont le paramètre **lambda** est donné par l'utilisateur dans le fichier **param**, et qui est générée par la procédure **poisson**.

- Celle qui correspond à la puissance reçue par la station de base, et qui est générée par la procédure **puissance**.

A31 8.1 La procédure poisson

Cette procédure utilise un paramètre transmis par variable, **ne**, auquel elle donne pour valeur le nombre de nouvelles émissions qui auront lieu durant ce slot.

La loi de Poisson étant une loi discrète telle que $P(X \leq k) = \sum_{j=1}^k e^{-\lambda} \frac{\lambda^j}{j!}$

Nous avons utilisé, pour la générer, le tableau **GP** tel que:

$$GP[0] = 1, \text{ et } GP[k] = \sum_{i=1}^k \frac{\lambda^i}{i!} \text{ pour } k > 0$$

Le principe de cette procédure est d'effectuer un tirage uniforme t , sur $[0, e^\lambda]$, et de donner à **ne** une valeur telle que:

ne = 0 si $t \leq GP[0]$

ou sinon $GP[ne - 1] < t \leq GP[ne]$.

Le tableau **GP** ne compte que trois ou quatre valeurs significatives car étant donné que les

valeurs de λ sont inférieures à 0.5, $\frac{\lambda^j}{j!} < 3 \cdot 10^{-4}$ pour $j > 4$.

Ce tableau est initialisé au début de la procédure **init_deb**.

A31 8.2 La procédure puissance

Rappelons que la puissance P reçue par la station de base s'exprime de la manière suivante:

$$P = D^{-\alpha} M$$

- D représente la distance entre le mobile émetteur et la station de base. En admettant que les mobiles sont uniformément distribués sur la surface de la cellule supposée circulaire de rayon 1, cette fonction admet pour densité $f_D(x) = 2x \mathbb{1}_{[0,1]}(x)$.

- M représente la loi de l'amortissement dû aux obstacles (les bâtiments en milieu urbain) et est telle que $\text{Log } M$ suit une loi normale centrée et d'écart type $\sigma = \text{sigma} = 1.38$.

A31 8.2.1 Génération de la variable D

Nous allons montrer que cette variable peut être générée à partir d'une loi uniforme.

Théorème :

Soit D une v.a.r. de densité $f_D(x) = 2x \mathbb{1}_{[0,1]}(x)$, et soit $D_1 \sim \mathcal{U}_{[0,1]}$, alors $D^{-\alpha}$ et $D_1^{-\alpha/2}$ suivent la même loi.

Démonstration:

Soit Φ une application quelconque de $\mathbb{R}$ dans $\mathbb{R}$.

$$E[\Phi(D^{-\alpha})] = \int_0^1 2x \Phi(x^{-\alpha}) dx = \int_0^1 -\frac{2}{\alpha} u^{-\frac{2}{\alpha}-1} \Phi(u) du, \text{ en posant } u = x^{-\alpha}$$

$$\text{et } E\left[\Phi\left(D_1^{-\frac{\alpha}{2}}\right)\right] = \int_0^1 \Phi\left(x^{-\frac{\alpha}{2}}\right) dx = \int_0^1 -\frac{2}{\alpha} v^{-\frac{2}{\alpha}-1} \Phi(v) dv, \text{ en posant } v = x^{-\frac{\alpha}{2}}$$

$f(u) = -\frac{2}{\alpha} u^{-\frac{2}{\alpha}-1}$ est donc la fonction de densité de $D^{-\alpha}$ et de $D_1^{-\frac{\alpha}{2}}$ qui suivent donc bien la même loi.

A31 8.2.2 Génération de la variable M

La génération de la variable M se ramène à la génération d'une loi normale (fonction normale). Toutefois l'inverse de la fonction de répartition d'une loi normale n'ayant pas d'expression analytique, il s'avère impossible (sinon par tabulation) de générer une loi normale à partir de sa fonction de répartition.

Nous présentons ici deux solutions pour générer une loi normale à partir de lois uniformes.

Le théorème central limite stipule que la somme de p variables indépendantes et de même loi, de moyenne μ et de variance σ^2 converge en loi, lorsque p tend vers l'infini, vers une loi normale de moyenne $p\mu$ et de variance $p\sigma^2$. En conséquence si $X_1, X_2, \dots, X_p$ sont des lois uniformes sur

$$[0,1] \text{ , alors } Y = \frac{\sigma}{\sqrt{\frac{p}{12}}} \sum_{i=1}^p X_i + \left(\mu - \frac{p}{2} \cdot \frac{\sigma}{\sqrt{\frac{p}{12}}} \right) \text{ peut être considérée lorsque } p \text{ est}$$

suffisamment grand (on prend souvent $p = 12$ pour éliminer la racine carrée au dénominateur) comme une observation d'une variable aléatoire suivant une loi normale de moyenne μ et d'écart type σ .

D'autre part la méthode de Box & Müller [BOX58] permet de générer deux variables aléatoires indépendantes suivant une loi normale centrée réduite à partir de seulement deux variables aléatoires indépendantes et uniformes sur $[0,1]$. En effet :

Si U_1 et U_2 sont deux v.a.r. indépendantes et uniformes sur $[0,1]$, alors :

$$X_1 = \sqrt{-2 \text{Log } U_1} \sin(2\pi U_2) \quad \text{et} \quad X_2 = \sqrt{-2 \text{Log } U_1} \cos(2\pi U_2) \quad \text{sont deux variables}$$

aléatoires indépendantes de même loi normale centrée réduite.

La fonction **normale** utilise donc ce résultat pour générer la loi de Log M normale centrée, et d'écart type **sigma**. Les variables normales étant générées deux par deux, chaque fois que l'on fait ces deux tirages, l'un d'entre eux est mémorisé dans une variable **stocknor**, qui est utilisée à l'appel suivant de la fonction. L'algorithme de cette fonction est donc le suivant:

Si **stocknor** = 0 alors

début

Tirage de **U1** et **U2** suivant une loi uniforme sur [0,1].

stocknor := $\sqrt{-2 \text{ Log } U1} \sin (2\pi U2)$

N := $\sqrt{-2 \text{ Log } U1} \cos (2\pi U2)$

fin

sinon

début

N:=stocknor;

stocknor:=0

fin

normale:=sigma * N .

La variable **stocknor** est initialisée à 0 dans la procédure **init_deb**.

A31 8.3 Fonction uniforme.

Cette procédure n'étant particulière à la simulation, sa description en est donnée en annexe générale I. Dans cette simulation, six variables uniformes indépendantes sont générées. La procédure **uniforme** dispose donc d'un paramètre, **c**, qui indique de quelle variable elles doivent réaliser un tirage.

Les différentes valeurs de **c** permettent donc de faire des tirages pour différentes lois, ou tests:

- 1 : Loi uniforme correspondant à la distance, pour le calcul de la puissance.
- 2 : Loi de Poisson des nouvelles arrivées.
- 3 et 4 : loi normale pour le calcul de la puissance.
- 5 : Test de réémission.
- 6 : Tests divers : émetteur portatif ou non (cf A31 9.2); fading; confusion entre un slot inutilisé et une collision (cf A31 9.1); remplissage du vecteur **GI** (cf A31 6.2.2).

A31 9 Affinements apportés à la simulation.

Les ajouts à la simulation que nous présentons ici permettent d'une part d'améliorer le réalisme du modèle en simulant des erreurs de détection et d'autre part de prendre en compte la présence d'une classe d'émetteurs portatifs, moins puissants que les émetteurs mobiles.

L'étude des performances de cette classe particulière, n'a pas été envisagée dans le cadre de ces simulations, elle impliquerait au niveau de tous les compteurs de ventiler les résultats non plus seulement en fonction du niveau de puissance, mais en plus en fonction du type d'émetteur.

A31 9.1 Simulation en présence d'erreurs de détection.

La station de base qui sait évidemment détecter le succès de l'émission d'un paquet sur un slot, peut parfois confondre entre un slot inutilisé, et une collision, la différence ne se faisant qu'au niveau de la puissance reçue par la station de base.

Ce genre d'erreur a pu être introduit dans la simulation en rajoutant deux paramètres dans le fichier **param**:

ci représente la probabilité pour qu'une collision soit prise pour un slot inutilisé.

ic représente la probabilité pour qu'un slot inutilisé soit pris pour une collision.

Ces erreurs vont fausser les résultats que la station de base mémorise pour pouvoir faire ses statistiques. Au niveau de notre programme, cette erreur est donc simulée dans la procédure **acces_aleatoires** lorsque la nature du slot est mémorisée dans la variable **nature**:

- Dans le cas où il s'agit d'un slot inutilisé (**nbem = 0**), on remplace **nature:=0**;

par : Tirage aléatoire d'une variable uniforme sur $[0,1]$, **fj**.

Si **fj < ic** alors **nature:= -1** sinon **nature:= 0**;

- Dans le cas où il s'agit d'une collision ou du fading, on remplace: **nature:= -1**;

par : Tirage aléatoire d'une variable uniforme sur $[0,1]$: **fj**,

Si **fj < ci** alors **nature:= 0** sinon **nature:= -1**;

Nous attirons l'attention du lecteur sur le fait que c'est seulement la variable **nature** (qui sert à mettre à jour le vecteur **GI**) qui est affectée par ces erreurs, mais en aucun cas les compteurs du programme qui totalisent les nombres de slots inutilisés et de slots avec collisions **nsi** et **nsc**.

A31 9.2 Présence d'émetteurs portatifs.

Nous prenons en compte dans la simulation la présence d'émetteurs portatifs dont la différence avec les émetteurs mobiles réside simplement dans leur puissance qui est plus faible.

Nous avons donc rajouté un champ à l'enregistrement correspondant aux paquets émis, le champ **portatif** qui vaut 0 si l'émetteur n'est pas portatif, et 1 sinon.

D'autre part, deux paramètres supplémentaires, **PEP** et **REPEM**, sont ajoutés au fichier **param**. Leurs valeurs, fournies par l'utilisateur, correspondent respectivement à la proportion d'émetteurs portatifs, et au rapport moyen de la puissance d'un émetteur portatif à celle d'un émetteur mobile.

Les modifications induites dans la simulation sont les suivantes: A chaque endroit où l'on doit créer de nouveaux enregistrements (procédure **etat_initial**, dans laquelle on crée les émetteurs bloqués à l'état initial, et procédure **nouveaux_emetteurs**), le champ **portatif** doit être initialisé, et dans le cas où il s'agit d'un émetteur portatif, le champ **puissance** de l'enregistrement est modifié en conséquence en le multipliant par le rapport **REPEM**.

La création, et l'initialisation d'un enregistrement correspondant à une émission, et pointé par **ec** se fait finalement de la manière suivante:

new(ec); (création de l'enregistrement)

ec↑.date_naissance:= numslot;

ec↑.nb_tentatives:= 0;

ec↑.puissance:=puissance;

Tirage d'une valeur **f**, uniformément sur **[0,1]** pour déterminer si l'émetteur est portatif
ou non

Si **f < PEP** alors (l'émetteur est portatif)

début

ec↑.portatif:=1;

ec↑.puissance:= ec↑.puissance *REPEM

fin

Sinon **ec↑.portatif := 0;**

ec↑.niveau:= calc_niveau (ec↑.puissance);

ec↑.suiv:= nil;

Annexe III 2 :

Adaptation de la simulation à l'évaluation des performances d'un protocole d'accès multiple avec réservation de slots

A32 1 Présentation générale du protocole simulé

A32 1.1 Rappels

Nous rappelons simplement ici les considérations du paragraphe A32 4 de la première partie de cette thèse concernant les contraintes techniques qui restreignent les choix dans l'application de techniques de réservation de slot dans le cadre d'un système radiotéléphonique.

Tout d'abord, la réservation de slots doit être centralisée, c'est à dire effectuée au niveau de la station de base sur réservation explicite des stations mobiles: En effet les techniques de réservation à contrôle distribué (cf première partie II 3.2) basées sur la connaissance explicite, par toutes les stations mobiles de l'occupation d'un certain nombre de slots passés, satisfont tout à fait les contraintes techniques inhérentes aux réseaux par satellites (station centrale, qui est donc le satellite, qui ne fait que rediffuser ce qu'elle reçoit, et qui ne peut donc pas gérer la réservation de slots, temps de propagation très longs, stations terrestres peu nombreuses, capables d'exécuter un algorithme distribué), mais vont plutôt à l'encontre des spécifications d'un système radiotéléphonique (délais de propagation très courts, donc possibilité pour la station de base de faire savoir (via la voie balise descendante) à toutes les stations mobiles si le slot suivant sera réservé ou non, nécessité d'avoir des stations mobiles très simples pour des raisons de coût, de fiabilité, d'encombrement).

D'autre part, la réservation d'un ou de plusieurs slots devant être demandée explicitement à la station centrale, une partie de la voie balise montante doit être consacrée aux réservations. La voie balise montante n'utilisant qu'une fraction d'une porteuse, la répartition entre slots de réservation et slots réservés ne peut être que temporelle. De plus, dans le contexte d'un système radiotéléphonique, la division de la voie balise montante en deux sous canaux, le canal de réservation, accédé suivant un protocole d'accès aléatoire par exemple, et un deuxième sous canal exclusivement constitué de slots réservés, ne peut pas être effectuée de manière aussi nette pour des raisons techniques de fiabilité. En effet chaque

message de réservation bien que très court, doit, à cause des forts taux d'erreurs des liaisons radioélectriques, être accompagné de gros codes détecteur ou correcteur d'erreurs. Par conséquent l'émission de très courtes séquences, et donc le fait de diviser chaque slot de réservation en un certain nombre de minislots [ROB73], n'est pas envisageable dans un système radiotéléphonique. D'autre part l'utilisation de tout un slot pour une seule réservation n'est pas une solution acceptable, car elle introduit un overhead beaucoup trop important.

La solution adoptée dans la technique de réservation que nous nous proposons de simuler et d'évaluer, et que nous présentons ci dessous, consiste à intégrer la réservation dans le premier paquet de chaque message, ce qui pallie à l'inconvénient décrit précédemment.

Contrairement aux techniques de réservation statique [ROB73] dans laquelle la proportion de slots de réservation par rapport aux slots réservés est fixée, cette technique de réservation peut être qualifiée de dynamique car le nombre de slots réservés par le premier paquet de chaque message peut être variable.

A32 1.2 Présentation du protocole simulé [FRA87]

La voie balise montante sera donc divisée temporellement, et dynamiquement en deux sous canaux. Comme nous venons de le voir, c'est la station de base qui décide de la nature des slots: slots à accès aléatoire SAA, ou slots réservés SR. A chaque slot, elle informe les émetteurs mobiles de la nature du slot suivant par la voie balise descendante durant l'interslot.

Si le canal est réservé, les émetteurs doivent différer leurs émissions, en bufférisant leurs paquets, et attendre que le canal revienne en accès aléatoire pour recommencer à émettre. Ces émetteurs seront qualifiés de semi bloqués. Il est important lorsque le canal revient en accès aléatoire que les mobiles semi bloqués ne réémettent pas tous dès le premier slot. Pour éviter cela, un délai aléatoire est rajouté à l'attente des paquets semi bloqués. Les mobiles émetteurs n'émettent donc ces paquets semi bloqués sur les slots en accès aléatoire qu'avec une certaine probabilité, que nous appellerons probabilité de première émission. A la suite de cette première émission, soit le paquet a été reçu correctement par la station de base, soit il est entré en collision ou a subi le fading, et il devient alors bloqué.

D'autre part quand le canal est réservé toutes les réémissions sont interdites jusqu'à ce que celui ci revienne en accès aléatoire. Ainsi, le contrôle des retransmissions s'effectue sur ce sous canal aléatoire de la même manière que pour un canal sans réservation. La mise à jour du vecteur **GI** qui mémorise les résultats des $mem = 100$ derniers slots à accès aléatoire (procédure **majGI**), ainsi que la mise à jour des probabilités de retransmission (procédure

contrôle) ne sont effectuées que durant les slots à accès aléatoire.

Si ce slot est réservé, les émetteurs doivent différer leurs émissions en bufférisant les paquets à émettre et attendre que le canal revienne en accès aléatoire. En fait les slots réservés peuvent être de deux natures totalement différentes:

- Les slots réservés par les stations mobiles: Nous considérons maintenant que les stations mobiles doivent émettre, en une seule fois, des messages comportant un nombre entier k de paquets. Il faut donc qu'elles puissent disposer de k slots contigus. La solution que nous proposons est la suivante: Le premier paquet du message, accompagné d'une demande de réservation $k-1$ slots, est émis sur un slot en accès aléatoire. Lorsque celui ci est reçu correctement par la station de base, la station enregistre cette réservation, informe par la voie balise descendante que le slot suivant est réservé et procède ainsi durant les $k-1$ slots suivants.

- Les slots réservés par la station de base: Il est fréquent qu'au cours des protocoles d'établissement des communications les stations mobiles soient interrogées par la station de base. Les réponses pourraient, bien sûr être renvoyées à la station de base de la même manière que tous les autres messages, c'est à dire soit tout en accès aléatoire comme dans le premier système que nous avons simulé, soit avec un premier paquet émis en accès aléatoire et les autres paquets du message émis sur des slots réservés.

Nous ajoutons, dans ce système, la possibilité, pour la station de base, de réserver un certain nombre de slots à la station interrogée pour que cette dernière puisse envoyer sa réponse.

La voie balise montante peut donc être dans trois états différents: en accès aléatoire, AA; réservée par une station mobile, RSM, ou réservée par la station de base, RSB.

Récapitulons maintenant comment se déroulent les transitions d'un état à un autre:

Si durant un slot la voie balise montante est en accès aléatoire, elle peut passer au slot suivant:

- en état RSM en cas de succès d'un paquet d'une émission qui comporte plusieurs paquets.
- en état RSB si aucun paquet n'a été émis avec succès et que la station de base veut réserver un certain nombre de slots.

Dans tous les autres cas elle reste en accès aléatoire.

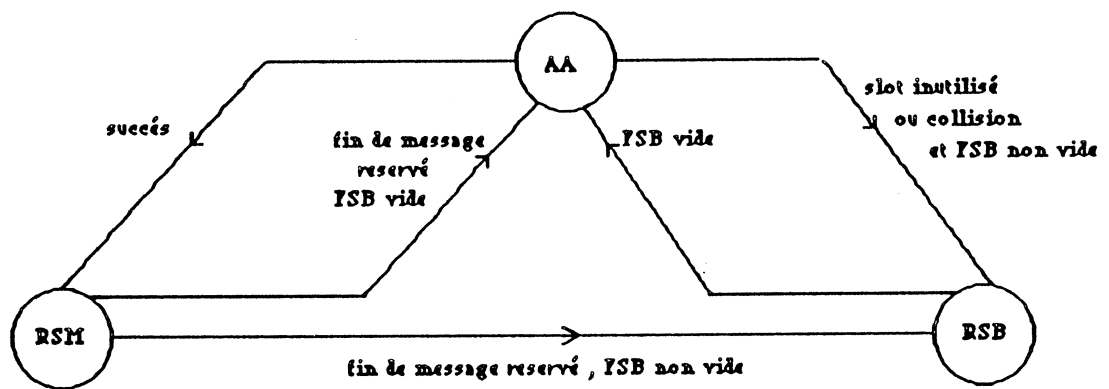
Nous soulignons le fait qu'au niveau de la réservation de slots, ce sont les stations mobiles qui sont prioritaires sur la station de base, ce qui est normal, car, quand une station mobile demande à réserver, c'est qu'elle a déjà émis son premier paquet. Par conséquent les demandes de réservation de la part des stations mobiles sont toujours satisfaites. Par contre

celles de la station de base ne le sont donc pas toujours, et elle doit donc, lorsque cela se produit, différer ses demandes de réservation en les rangeant dans une file d'attente (que nous appellerons la file d'attente de la station de base, FSB). Dès que cela est possible, elle exécute les demandes de réservation suivant une stratégie FIFO.

Si la voie balise montante passe en état RSM, elle y reste jusqu'à ce que le message envoyé par la station mobile soit terminé. Si ce message comporte k paquets, la station de base en a réservés $k-1$. A la suite de ces $k-1$ slots, la VBM peut passer:

- soit en état AA si la file de la station de base est vide .
- soit directement en état RSB, si la file de la station de base n'est pas vide.

Lorsque la VBM est dans l'état RSB, elle y reste jusqu'à ce que la file d'attente de la station de base soit vide, à la suite de quoi elle passe systématiquement dans l'état AA.



Les changements d'état de la VBM

A32 1.3 Implémentation.

Le programme qui simule le protocole ALOHA avec réservation est une extension de la simulation du protocole ALOHA sans réservation.

Les modifications qui ont été faites ont été les suivantes:

- Adaptation des structures de données (Cf A32 2)
- Introduction de variables et de compteurs supplémentaires (Cf A32 4)
- Génération de nouvelles lois aléatoires (Cf A32 8)
- Ajout de plusieurs procédures pour simuler les émissions sur les slots réservés.
- Réécriture du corps du programme principal (Cf A32 3)

D'autre part, toutes les procédures déjà existantes ont été réutilisées.

A32 2 Structure de données.

Comme nous considérons que les messages émis par les différentes stations peuvent comporter un nombre variable de paquets, les enregistrements des différentes listes que nous avons à gérer ne représentent plus seulement un paquet, mais tout un message. Ces enregistrements ne sont donc pas détruits tant que les paquets du message qu'ils représentent n'ont pas tous été reçus par la station de base.

D'autre part, ce n'est plus une, mais trois listes qui doivent être gérées:

- La liste des messages semi bloqués
- La liste des messages bloqués
- La file d'attente de la station de base

Lorsqu'une station de base veut émettre un message, un enregistrement est créé. Si le slot est en accès aléatoire, l'enregistrement est inséré dans la liste des bloqués (procédure **nouveaux_emetteurs**) (et il peut très bien en sortir durant le même slot si son émission est captée correctement par la station de base (procédure **acces_aleatoires**)).

Si le slot est réservé, l'enregistrement est inséré dans la liste des semi bloqués (procédure **emi_semi_bl**). Lors de la première émission du premier paquet l'enregistrement est retiré de la liste des semi bloqués, et inséré dans la liste des bloqués (procédure **rec_semi_bl**).

Tous les enregistrements de la liste des semi bloqués passent ensuite par la liste des bloqués. Ils représentent tous en effet des messages envoyés par les stations mobiles.

Les enregistrements de la file d'attente de la station de base représentent par contre des réponses des stations mobiles à la station de base, envoyées sur des slots réservés par cette dernière. Les messages ainsi émis ne sont donc jamais insérés dans les autres listes.

Pour des raisons d'homogénéité, les enregistrements de toutes ces listes sont tous de même type **client**, bien que certains champs soient inutiles aux enregistrements de certaines listes.

Nous donnons maintenant la liste de tous ces champs, et indiquons leur signification en fonction de la liste à laquelle ils appartiennent :

- Champ **date_naissance** : Lorsqu'un message est semi bloqué, le champ **date_naissance** représente la date (c'est à dire le numéro du slot) de création de l'enregistrement, c'est à dire la date à laquelle le message a dû être bufférisé par la station mobile. Dès que l'enregistrement passe dans la liste des bloqués, le champ **date_naissance** prend pour valeur la date de première émission du premier paquet du message.

Pour les enregistrements appartenant à la file d'attente de la station de base, **date_naissance** représente la date de création de l'enregistrement, c'est à dire la date à laquelle la station de base a rangé sa demande de réservation dans la file d'attente.

- Champ **nb_tentatives** représente, pour les enregistrements de la liste des bloqués le nombre de fois où le premier paquet a été émis en accès aléatoire sur la voie balise montante. Initialisé à 0, il garde cette valeur initiale pour les enregistrements de la liste des semi bloqués et pour ceux de la file d'attente de la station de base pour lesquels il n'a aucune signification.

- Le champ **puissance** représente bien sûr dans tous les cas, la puissance avec laquelle les paquets du message sont reçus par la station de base. Nous supposons que cette puissance de réception, qui dépend de la position du mobile émetteur, varie très peu durant le temps d'émission du message. Le champ **puissance** n'est effectivement utilisé que par le premier paquet des messages, qui est émis en accès aléatoire (donc lorsque l'enregistrement est dans la liste des bloqués), pour calculer le rapport / bruit. Il n'est pas utilisé pour tous les autres paquets qui sont émis sur des slots réservés. Ce champ est initialisé par la fonction **puissance** (Cf A31 8.2).

- Le champ **niveau** représente dans tous les cas le niveau de puissance auquel appartient la station mobile émettrice. Ce champ est initialisé par la fonction **calc_niveau** (Cf A31 5.1.3).

- Le champ **nb_slots_res** représente pour chaque message le nombre de slots qui doivent être réservés. Notons que pour les messages réservés par les stations mobiles, la longueur totale du message, est égale, compte tenu du premier paquet émis en accès aléatoire, à **nb_slots_res +1**. Ce champ est initialisé par la procédure **lgmessmob** pour des enregistrements correspondant à des messages initiés par les stations mobiles, et par la procédure **lgmessbase** pour les enregistrements correspondant à des messages initiés par la station de base.

- Enfin le champ **suiv** est un pointeur sur ces enregistrements, et pointe toujours sur l'enregistrement suivant dans la liste, s'il existe, et sur rien du tout (**nil**) sinon.

Les pointeurs utilisés pour gérer ces listes sont :

- **tete** : tête de la liste des bloqués.
- **queue** : queue de la liste des bloqués.
- **tlsemblo** : tête de la liste des semi bloqués.
- **qlsemblo** : queue de la liste des semi bloqués.
- **ec** est un pointeur courant sur sur la liste des bloqués et des semi bloqués.
- **ecsba** est un pointeur courant sur la file d'attente de la station de base.
- **max** est utilisé dans la procédure **acces_aleatoires** pour déterminer l'émetteur de puissance maximum.
- **reserveur** pointe sur le message pour lequel une station mobile a réservé des slots.

A32 3 Description algorithmique générale du corps du programme.

Le programme utilise une variable **r** pour représenter l'état du canal :

Si **r** = 0, le canal est en accès aléatoire.

Si **r** = 1, le canal est réservé par une station mobile.

Si **r** = 2, le canal est réservé par la station de base.

Cette variable, nous le verrons, est mise à jour en plusieurs endroits, et notamment à la fin du slot. C'est pour cela que l'on utilise également le booléen **saa**, qui est vrai lorsque le slot est en accès aléatoire, pour savoir, à la fin du slot, si la mise à jour du vecteur **GI** et le contrôle doivent être réalisés.

Présentons maintenant le corps du programme :

- **lecture** : lecture des paramètres dans le fichier **param**
- **presentation** : édition de ces paramètres dans le fichier **sortie**
- **init_deb** : procédure d'initialisation du début du programme (Cf A31 4.1) :
 - Table des valeurs des lois de Poisson
 - Puissance maximale **P1**
 - Compteurs globaux
 - $q := \frac{1}{mem}$ pour la mise à jour du vecteur **GI**
 - séquences aléatoires.
 - **etat_initial** : Procédure d'établissement des conditions initiales (cf A31 6.2)
 - **r** := 0
 - **numslot** := 1;
 - Tant que **numslot** ≤ **longueur** faire

Début

- **init_per** : initialisation de début de tranche;
- **nst** := 1;
- Tant que **nst** < **tranche** et **numslot** ≤ **longueur** faire

début

saa := faux;

station_base : génération des demandes de réservation de la station de base (Cf A32 5.1);

Si le slot est en accès aléatoire (**r** = 0)

et que la file d'attente de la station de base n'est pas vide
(**tfasba** <> **nil**)

alors $r := 2$ (réservation du slot par la station de base) .

(En fait c'est avant le début du slot que les réservations ont été demandées, et que celles ci sont éventuellement effectuées par la station de base)

Si $r = 0$ alors $saa := \text{vrai}$ (on mémorise le fait que le slot est en accès aléatoire, car après la simulation du slot, la variable r aura été mise à jour)

emissions : Simulation des différentes émissions, en fonction de l'état du canal (Cf A32 5.2)

Si $saa = \text{vrai}$ (le slot qui vient d'être simulé était un slot en accès aléatoire)

alors

début

majGI; (mise à jour de vecteur **GI**; cf A31 3.3)

controle; (algorithme de contrôle ; cf A31 3.4)

fin

numslot = **numslot** + 1;

nst = **nst** + 1 ;

fin

edit_tranche : édition des résultats pour la dernière tranche de la simulation ;

edit_tout : édition des résultats depuis le début de la simulation

fin

A32 4 Constantes et variables supplémentaires.

A32 4.1 Constantes.

Remarques

1°) Comme nous l'avons déjà précisé en A31 4.1, seules **p,mem** et **nb_lois** sont déclarées comme constantes. Les autres " constantes" sont en fait déclarées dans le programme comme variables, pour pouvoir être lues dans le fichier **param**

2°) **nb_lois** = 10 : il est en effet nécessaire de générer quatre lois aléatoires supplémentaires (Cf A32 8.2)

Les constantes qui ont été rajoutées dans le fichier **param** sont les suivantes:

- **nimattsb** : Entier représentant le nombre initial de réservations de message en attente dans la file de la station de base (Cf A32 6).

- Le paramètre **lambda** qui représentait le taux d'arrivée des nouvelles émissions a été remplacé par deux taux d'arrivées:

- . **lambda1**, qui représente le taux d'arrivée des émissions initiées par les stations mobiles.

- . et **lambda2**, qui représente le taux d'arrivée des émissions initiées par la station de base.

- De la même manière le tableau **epsilon**, qui donnait les probabilités de fading pour chaque couche **i**, a été remplacé par trois tableaux, **epsi0**, **epsi1** et **epsi2** donnant les probabilités de fading pour toutes les couches **i**, lorsque le canal est respectivement en accès aléatoire, réservé par une station mobile ou réservé par la station de base.

- **PLGMRBASE** est un tableau de 5 éléments, indicés de 1 à 5, tel que **PLGMRBASE [i]** représente la probabilité pour que les messages réservés par la station de base aient une longueur de **i** slots. Il est utilisé par la procédure **lgmessbase** pour initialiser le champ **nb_slots_res** des enregistrements de la file de la station de base. Cette procédure détermine donc la longueur des messages qui doivent être envoyés à la station de base sur des slots réservés par elle même.

- **PLGMRMOB** est un tableau de 20 éléments, indicés de 1 à 20, tel que **PLGMRMOB[i]** représente la probabilité pour que le nombre de slots réservés par la station mobile pour chaque message soit **i**. Il est utilisé dans la procédure **lgmessmob** pour initialiser le champ **nb_slots_res** des enregistrements des listes des bloqués ou des semi bloqués. Cette procédure détermine donc le nombre de slots réservés pour les messages initiés par les stations mobiles.

- Enfin il a été ajouté une constante **F0**, qui correspond à la probabilité de première émission du premier paquet d'un message semi bloqué.

A32 4.2 Variables.

Les variables de contrôle sont évidemment les mêmes que dans la première simulation (Cf A31 4.2.1). Par contre, aux variables de gestion de la liste des émetteurs bloqués (**ncbl** et **RNCBL**), nous avons dû adjoindre des variables de gestion de la liste des semi bloqués et de la file d'attente de la station de base.

A32 4.2.1 Variables de gestion de la liste des semi bloqués

- **ncsb** est un entier représentant la longueur de la liste des semi bloqués, c'est à dire le nombre courant de semi bloqués. Il est mis à jour chaque fois que l'on doit retirer des enregistrements de cette liste (procédure **emi_semi_bl**) ou que l'on doit en rajouter (procédure **rec_semi_bl**).

- **RNCBSB** est un tableau de *p* éléments représentant la répartition des nombres courant de messages semi bloqués par niveau de puissance. Ses valeurs sont mises à jour en même temps que **ncsb**.

A32 4.2.2 Variables de gestion de la file d'attente de la station de base.

- **ncmattsb** est un entier représentant la longueur de la file d'attente de la station de base, c'est à dire le nombre courant de réservations de message en attente dans cette file. Il est mis à jour chaque fois qu'un enregistrement est retiré de cette file (procédure **reserves2**), ou ajouté dans cette file (procédure **station_base**).

A32 5 Description des procédures.

A32 5.1 Procédure station_base.

Cette procédure génère les demandes de réservation effectuées par la station de base. Il est important de noter que, dans la réalité, ce n'est pas au début du slot que sont effectuées ces demandes, mais avant celui ci, afin que dans le cas où une demande de réservation est faite et où le canal est en accès aléatoire, la station de base puisse informer les différentes stations mobiles du fait qu'elle réserve le slot suivant ($r := 2$)

Variable utilisée

nesba est un entier utilisé comme paramètre de la procédure **poisson2** (Cf A32 8.1), qui lui donne pour valeur le nombre de demandes de réservation qui ont été effectuées pour ce slot suivant une loi de Poisson de paramètre **lambda2**.

Description algorithmique

- Tirage du nombre de réservations demandées suivant une loi de Poisson de paramètre **lambda2**. La procédure **poisson2** affecte ce nombre à la variable **nesba** (Cf A32 8.1)

- Si **nesba** $\neq$ 0 alors

début

ncmattsb := **ncmattsb** + **nesba**;

Création du premier enregistrement;

Raccordement de cet enregistrement à la queue de la file d'attente, si elle existe, sinon initialisation des variables **tfasba** et **qfasba**;

De $j := 2$ jusqu'à **nesba** faire

début

Création de l'enregistrement;

Raccordement de celui ci à la queue de la file d'attente.

fin

fin

A32 5.2 Procédure émissions

A32 5.2.1 Principe général

Cette procédure réalise, en fonction de l'état du canal, le tirage des nouvelles émissions (et leur rangement éventuel dans la liste des semi bloqués), ainsi que les émissions qui ont lieu sur le slot.

- Si le slot est en accès aléatoire, on utilise les mêmes procédures que dans la première simulation : La procédure **nouveaux_emetteurs** (Cf A31 5.1) détermine le nombre de nouvelles émissions qui ont lieu durant ce slot. A ces nouvelles émissions, il faut d'autre part rajouter les premières émissions des messages semi bloqués, et c'est la procédure **acces_aleatoires** (Cf A31 5.2) qui simule l'ensemble des émissions et des réémissions sur le slot.

- Si le slot est réservé, les nouvelles émissions des stations mobiles sont rangées dans la liste des messages semi bloqués par la procédure **rec_semi_bl**.

Ensuite, si ce slot est réservé par une station mobile, la procédure **reserves1** simule l'émission d'un paquet par cette station sur le slot réservé. Il est important de remarquer que l'enregistrement correspondant au message réservé a été sorti de la liste des bloqués, ce qui est logique. Le pointeur **reserveur** pointe alors cet enregistrement tant que le message n'est pas écoulé.

Si le slot est réservé par la station de base, c'est la procédure **reserves2** qui simule l'émission d'un paquet sur le slot réservé. Dans ce cas, par contre, l'enregistrement correspondant à la réservation de slots pour ce message reste dans la file de la station de base jusqu'à ce que le message soit écoulé.

A32 5.2.2 Description algorithmique.

case r of

0 : début

 incrémentation du compteur de slots en accès aléatoire **nsaa** (cf A32 7.1.1);

nouveaux_emetteurs;

acces_aleatoire

fin

1 : début

incréméntation du compteur de slots réservés par des stations mobiles **nsr1** (Cf A32 7.1.2)

rec_semi_bl ;

reserves1

fin

2 : début

incréméntation du compteur de slots réservés par la station de base **nsr2** (Cf A32 7.1.3)

rec_semi_bl

fin

fin

Incréméntation des compteurs relatifs aux nombre d'enregistrements dans les différentes listes (Cf A32 7.3.1 et A32 7.3.4.2)

A32 5.2.3 Procédure nouveaux_emetteurs

Cette procédure est la même que dans la première simulation (Cf A31 5.1), à la seule différence près qu'au début de son exécution elle appelle la procédure **emi_semi_bl** si la liste des semi bloqués n'est pas vide (**tlsemblo<> nil**).

A32 5.2.4 Procédure emi_semi_bl

Cette procédure parcourt la liste des semi bloqués, et pour chaque enregistrement (pointé par **ec**)

- elle tire une valeur **fj**, uniformément répartie sur [0,1]
- elle teste si la première émission du premier paquet du message correspondant à l'enregistrement est effectué (**fj < F0**), et si oui :
 - elle extrait l'enregistrement de la liste et l'ajoute à la queue de la liste des bloqués.
 - elle incrémente de 1 les compteurs des nouvelles émissions (**nne** et **NOU[ec↑.niveau]**), et les variables **ncbl** et **RNCBL[ec↑.niveau]**
 - elle décrémente de 1 les variables **ncsb** et **RNCSB[ec↑.niveau]**
 - elle initialise le champ **date_naissance** à la valeur de **numslot**

A32 5.2.5 Procédure rec_semi_bl

Cette procédure rajoute toutes les nouvelles émissions à la queue de la liste des semi bloqués:

- Tirage du nombre de nouvelles émissions qui doivent être bufférisées dans la liste des semi bloqués, suivant une loi de Poisson de paramètre **lambda1**. La procédure **poisson1** (Cf A32 8.1) affecte ce nombre à la variable **ne** (Cf A32 8).

si **ne** $\neq$ 0 alors

début

nesb:=nesb +ne;

Création du premier enregistrement;

RNCSB[ec↑.niveau]:= RNCSB[ec↑.niveau] + 1;

Raccordement de cet enregistrement à la queue de la liste des semi bloqués si celle ci existe, sinon initialisation des variables **tlsemblo** et **qlsemblo**.

de **j** := 2 jusqu'à **ne** faire

début

Création de l'enregistrement;

RNCSB[ec↑.niveau]:= RNCSB[ec↑.niveau] + 1;

Raccordement de cet enregistrement à la queue de la liste

fin

fin

A32 5.2.6 Procédure acces_aleatoires

Cette procédure est la même que dans la première simulation (Cf A31 5.2), à une différence près qui est la suivante:

Lorsque le paquet a été émis avec succès (il est alors pointé par **max**), la procédure teste si elle doit réserver des slots pour ce message, et si oui (**max↑.nb_slots_res** $\neq$ 0), elle pointe l'enregistrement concerné avec **reserveur** (qui pointera sur celui ci jusqu'à ce que le message soit écoulé), et elle met à jour en conséquence la variable d'état du canal : **r:= 1**.

Enfin la procédure ne détruit l'enregistrement pointé par **max** que dans le cas où aucun slot n'a été réservé pour le message correspondant. En effet dans le cas contraire, cet enregistrement ne sera détruit que dans la procédure **reserves1** lorsque le message aura été écoulé.

A32 5.2.7 Procédure reserves1

- Tirage d'une variable f , uniformément sur $[0,1]$

- si $f > \text{epsi1}[\text{reserveur}\uparrow.\text{niveau}]$ (il n'y a pas de fading)

alors $\text{reserveur}\uparrow.\text{nb_slots_res} := \text{reserveur}\uparrow.\text{nb_slots_res} - 1$

sinon

mise à jour des compteurs de fading **FADR1** [$\text{reserveur}\uparrow.\text{niveau}$] et **nsfr1** (Cf A32 7)

- si $\text{reserveur}\uparrow.\text{nb_slots_res} = 0$ alors (le message est terminé)

début

Incréméntation du compteur des messages écoulés par les stations mobiles, **nmecsm**

(Cf A32 7);

Destruction de l'enregistrement pointé par **reserveur** ;

Mise à jour de la variable d'état du canal : $r := 0$ (si la file d'attente de la station de base n'est pas vide, c'est au début du slot suivant que cette variable sera forcée à 2).

fin

A32 5.2.8 Procédure reserves2

Cette procédure simule l'émission d'un paquet sur un slot réservé par la station de base, la demande de réservation étant en tête de la file d'attente de la station de base.

- tirage d'une variable f uniformément sur $[0,1]$

- si $f < \text{epsi2}[\text{tfasba}\uparrow.\text{niveau}]$ (il y a fading)

alors mise à jour des compteurs de fading **FADR2** [$\text{tfasba}\uparrow.\text{niveau}$] et **nsfr2** (Cf A32 7)

sinon (il n' y a pas fading)

début

si $\text{tfasba}\uparrow.\text{nb_slots_res} > 1$ (le message n'est pas encore fini)

alors $\text{tfasba}\uparrow.\text{nb_slots_res} := \text{tfasba}\uparrow.\text{nb_slots_res} - 1$

sinon (le message est fini)début

Incréméntation du compteur des messages écoulés par la station de base, **nmecsb** (Cf A32 7)

ncmattsb := ncmattsb - 1;

Mise à jour des compteurs concernant les temps d'attente de la station de base **tasb** et **RTASB** (Cf A32 7)

Retrait de la file d'attente de la station de base de l'enregistrement correspondant au message, et destruction de cet enregistrement.

Mise à jour de la variable d'état du canal, si la file d'attente est vide : **r:= 0**

fin

fin

A32 6 Procédures d'initialisations

Le principe des initialisations est le même que dans la première simulation (Cf A31 6).

On a toutefois rajouté, dans la procédure **etat_initial** la possibilité de créer à l'état initial un certain nombre de demandes de réservation dans la file de la station de base. Ce nombre est donné par l'utilisateur dans le fichier **param** par le paramètre **nimattsb**.

A32 7 Les sorties du programme

Deux types de modifications ont été apportées par rapport à la première simulation :

- D'une part l'ajout d'un certain nombre de compteurs concernant les slots réservés par des stations mobiles ou par des stations de base.
- D'autre part pour les compteurs déjà existants , au niveau de leurs mises à jour, et au niveau des moyennes calculées uniquement sur les slots en accès aléatoire.

A32 7.1 Répartition des slots

A32 7.1.1 Slots en acces aléatoire.

nsaa totalise le nombre de slots en accès aléatoire. Il est incrémenté de 1 dans la procédure **emissions** chaque fois que le slot est en accès aléatoire, c'est à dire que **r = 0**.

Pour ces slots en accès aléatoire, on réutilise tous les compteurs présentés en A31 7.1,A31 7.2 et A31 7.3.

Remarque

Les compteurs de nombre de slots en accès aléatoire avec fading, **nsf** et **FAD[i]**, $i \in \{1, \dots, p\}$ ont été suffixés avec la lettre "a" ("a" pour **nsf** et "A" pour **FAD**) pour les distinguer du compteur de slots avec fading pour les slots réservés.

A32 7.1.2 Slots réservés par les stations mobiles.

nsr1 totalise le nombre de slots réservés par les stations mobiles. Il est incrémenté de 1 dans la procédure **emissions** chaque fois que le slot est réservé par une station mobile, c'est à dire que $r = 1$.

FADR1[i], $i \in \{1, \dots, p\}$ et **nsfr1** totalisent le nombre de slots réservés par une station mobile qui ont subi le fading, respectivement pour chaque couche i , et pour toutes les couches.

Les compteurs **FADR1[reserveur↑.niveau]** et **nsfr1** sont incrémentés de 1 dans la procédure **reserves1** lorsqu'il y a eu fading.

A32 7.1.3 Slots réservés par la station de base

nsr2 totalise le nombre de slots réservés par la station de base. Il est incrémenté de 1 dans la procédure **emissions** chaque fois que le slot est réservé par la station de base, c'est à dire que $r = 2$.

FADR2[i], $i \in \{1, \dots, p\}$ et **nsfr2** totalisent le nombre de slots réservés par la station de base qui ont subi le fading, respectivement pour chaque couche i , et pour toutes les couches.

Les compteurs **FADR2[tfasba↑.niveau]** et **nsfr2** sont incrémentés de 1 dans la procédure **reserves2** lorsqu'il y a eu fading.

A32 7.2 Nouvelles émissions.

Les mêmes compteurs (**NOU[i]**, $i \in \{1, \dots, p\}$ et **nne**) sont réutilisés (Cf A31 7.1.4). Les nombres moyens de nouvelles émissions sont toujours calculés sur tous les slots (c'est à dire que l'on conserve la valeur **tranche** au dénominateur). Ils sont incrémentés à chaque slot en accès aléatoire du nombre de nouvelles émissions, auquel il faut rajouter les premières émissions des messages semi bloqués. Ces compteurs sont donc mis à jour dans deux procédures :

- Dans la procédure **nouveaux_emetteurs** : Après l'appel de la procédure **poisson1**, le nombre de nouvelles émissions pour ce slot est donné par **ne**. Le compteur **nne** est alors incrémenté de **ne**. Ce n'est qu'au moment où l'on initialise les champs des enregistrements

correspondant à ces nouveaux émetteurs, et que l'on connaît leur niveau de puissance, $ec \uparrow .niveau$, que le compteur $NOU[ec \uparrow .niveau]$ est incrémenté de 1.

- Dans la procédure **emi_semi_bl**, chaque fois que le premier paquet d'un message semi bloqué (dont l'enregistrement est pointé par **ec**) est émis, les compteurs **nne** et $NOU[ec \uparrow .niveau]$ sont incrémentés de 1.

A32 7.3 Réémissions.

A32 7.3.1 Nombre moyen de bloqués et de semi bloqués.

Les compteurs $RNBL[i]$, $i \in \{1, \dots, p\}$ et **nbl** sont toujours utilisés (Cf A31 7.1.5.1).

Les nombres moyens de bloqués pour chaque couche *i*, et pour toutes les couches sont toujours calculés sur tous les slots et sont donc respectivement donnés par $RNBL[i] / \text{tranche}$ et $nbl / \text{tranche}$.

RNSB[i] totalise à chaque slot les nombres de semi bloqués pour la couche *i*.

nsb totalise à chaque slot les nombres de semi bloqués pour toutes les couches.

Comme tous ces compteurs doivent être mis à jour à chaque slot, quel que soit l'état du slot, ils sont donc incrémentés à la fin de la procédure **emissions** :

- **nbl** et $RNBL[i]$, $\forall i \in \{1, \dots, p\}$ sont respectivement incrémentés de **ncbl** et de $RNCBL[i]$

- **nsb** et $RNSB[i]$, $\forall i \in \{1, \dots, p\}$ sont respectivement incrémentés de **ncsb** et de $RNCSB[i]$.

A32 7.3.2 Nombre moyen de réémissions par slot en accès aléatoire.

C'est toujours le compteur **nr1** qui totalise à chaque slot en accès aléatoire le nombre de paquets émis correspondant à des réémissions. Ce compteur est mis à jour dans la procédure **acces_aleatoires** (Cf A31 7.1.5.2). Le nombre moyen de réémissions par slot en accès aléatoire est donné par $nr1 / nsaa$.

A32 7.3.3 Nombre moyen de réémissions par paquet, et fonction de répartition des nombres de réémissions.

Il n'y a aucun changement par rapport à la première simulation, en ce qui concerne ces résultats :

- le compteur **nr2** totalise, à chaque succès d'un paquet, le nombre de réémissions qui lui ont été nécessaires (Cf A31 7.1.5.3) . Le nombre moyen de réémissions par paquet est donné par **nr2 / nss**.

- la fonction de répartition du nombre de réémissions est donné à partir du tableau RNR, mis à jour en même temps que **nr2** (Cf A31 7.2.2).

A32 7.3.4 Temps d'attente

A32 7.3.4.1 Slots en accès aléatoire.

Les résultats concernant les temps d'attente sur les slots en accès aléatoire sont obtenus de la même façon que dans la première simulation (Cf A31 7.1.5.4 pour les moyennes, variances, maxima et minima; cf A31 7.2.1 pour la fonction de répartition).

Il est important de noter que ces temps d'attente ne représentent que le temps (en nombre de slots) séparant l'instant où le premier paquet a été émis (instant mémorisé dans le champ **date_naissance**), et celui où ce même paquet a été correctement reçu par la station de base. Ce temps est le temps de séjour dans la liste des bloqués, de l'enregistrement correspondant. Ainsi le nombre de slots réservés, et le temps éventuellement passé dans la liste des semi bloqués ne sont pas pris en compte.

Nous avons fait ce choix parce que, seul le temps passé dans la liste des bloqués donne une bonne image de la charge du système. En effet le nombre moyen de slots réservés par la station de base ne dépend que de la taille moyenne des messages et des taux de fading des différentes couches. Il est donc indépendant de la charge du système. D'autre part, le temps passé dans la liste des semi bloqués dépend de la probabilité **F0** de première émission, et de la proportion de slots en accès aléatoire par rapport aux slots réservés, et même si cette proportion n'est pas indépendante de la charge du système, le temps moyen passé dans la liste des semi bloqués reste assez peu significatif.

A32 7.3.4.2 Slots réservés par la station de base.

Les compteurs présentés dans ce paragraphe concernent les temps d'attente dans la file de la station de base. Ces temps représentent le nombre de slots écoulés entre l'instant où la station de base range dans sa file d'attente, une demande de réservation de slot pour qu'une station mobile puisse lui envoyer un message, et l'instant où elle reçoit le dernier paquet de ce message. Ce temps d'attente correspond exactement au temps de séjour de l'enregistrement correspondant dans la file de la station de base.

Les compteurs utilisés sont les suivants:

- **tasb** totalise les temps d'attente des messages émis sur des slots réservés par la station de base. Ce compteur est mis à jour dans la procédure **reserves2**, chaque fois qu'un message se termine (c'est à dire quand $\text{tfasba} \uparrow . \text{nb_slots_res} = 0$). Le temps d'attente de ce message est alors $\text{tps_att} := \text{numslot} - \text{tfasba} \uparrow . \text{date_naissance}$, et **tasb** est incrémenté de **tps_att**.

Le temps d'attente moyen est obtenu en utilisant un compteur défini en A32 7.4, **nmecsb** qui représente le nombre de messages écoulés sur les slots réservés par la station de base. Ce temps d'attente moyen est alors donné par **tasb / nmecsb**.

- **nmattsb** totalise à chaque slot le nombre de messages en attente dans la file de la station de base. Pour que cette mise à jour soit effectuée à chaque slot, il est incrémenté, à la fin de la procédure **emissions**, de la valeur du nombre courant de messages en attente dans la file de la station de base, **ncmattsb**.

Les tableaux présentés ci dessous permettent d'estimer les répartitions des temps d'attente et des nombres de message dans la file de la station de base. Ces résultats ne sont édités que dans la procédure **edit_tout**:

- **RTASB** est un tableau de 11 valeurs entières indicées de 0 à 10 tels que :

RTASB[i], $0 \leq i \leq 9$ totalise le nombre de messages écoulés avec un temps d'attente de i slots.

RTASB[10] totalise le nombre de messages écoulés avec un temps d'attente supérieur ou égal à 10 slots.

Les éléments de ce tableau sont mis à jour dans la procédure **reserves2** chaque fois qu'un message est écoulé. Le temps d'attente de ce message est alors $\text{tps_att} = \text{numslot} - \text{tfasba} \uparrow . \text{date_naissance}$,

et si $\text{tps_att} < 10$ alors **RTASB[tps_att]** est incrémenté de 1,
sinon **RTASB[10]** est incrémenté de 1.

Les valeurs de la fonction de répartition sont finalement données par :

$$F[i] = sp / s \text{ avec } sp = \sum_{k=0}^i RTASB[k] \text{ et } s = \sum_{k=0}^{10} RTASB[k]$$

- **RNMATTSB** est un tableau de 11 valeurs entières indicées de 0 à 10 tel que :

RNMATTSB[i], $0 \leq i \leq 9$ totalise le nombre de slots au cours dequels il y a eu i messages dans la file de la station de base.

RNMATTSB[10] totalise le nombre de slots au cours desquels il y a eu 10 messages, ou plus, dans la file de la station de base.

Les éléments de ce tableau sont mis à jour à chaque slot à la fin de la procédure **emissions**. Le nombre courant de messages en attente dans la station de base est alors égal à **ncmattsb**, et par conséquent **RNMATTSB[ncmattsb]** est incrémenté de 1.

Les valeurs de la fonction de répartition sont alors données par :

$$F[i] = sp / s \text{ avec } sp = \sum_{k=0}^i RNMATTSB[k] \text{ et } s = \sum_{k=0}^{10} RNMATTSB[k]$$

A32 7.4 Trafic global.

Le tableau **NEPS** est mis à jour à chaque slot en accès aléatoire dans la procédure **acces_aleatoires** de la même manière que dans la première simulation (Cf A31 7.1.6).

Cependant les proportions de slots au cours desquels ont eu lieu i émissions sont calculées, soit, seulement sur les slots en accès aléatoire, soit sur tous les slots, et sont donc respectivement données par **NEPS[i] / nsaa** et **NEPS[i] / tranche**

Ce trafic global est donc également calculé d'une part uniquement sur le sous canal en accès aléatoire ($G = \sum_{i=1}^{10} i * NEPS[i] / tranche$) et d'autre part sur l'ensemble du canal

$$(G = \sum_{i=1}^{10} i * NEPS[i] / tranche)$$

D'autre part , deux compteurs ont été rajoutés :

- **nmecsm** totalise le nombre de messages écoulés sur les slots réservés par les stations mobiles. Il est incrémenté de 1 dans la procédure **reserves1** chaque fois qu'un message est terminé (**reserveur↑.nb_slots_res = 0**).

- **nmecsb** totalise le nombre de messages écoulés sur les slots réservés par la station de base.

Il est incrémenté de 1 dans la procédure **reserves2** chaque fois qu'un message est terminé ($\text{tfasba} \uparrow . \text{nb_slots_res} = 0$).

A32 7.5 Valeurs moyennes des paramètres de contrôle.

Les compteurs **Dmoy[i]**, $i \in \{1, \dots, p\}$ et **pchapmoy** sont mis à jour de la même manière que dans la première simulation à la fin de la procédure **majGI**, à chaque slot en accès aléatoire : ils sont respectivement incrémentés de **D[i]** et de **pchap** (Cf A31 7.1.7).

Les valeurs moyennes calculées uniquement sur les slots en accès aléatoire sont donc données par : **Dmoy[i] / nsaa** et **pchapmoy / nsaa** .

A32 8 Génération des lois aléatoires.

A32 8.1 Lois de Poisson.

Deux flux d'arrivées poissonniens doivent être générés :

- le premier, de taux **lambda1**, correspond aux émissions initiées par les stations mobiles.
- le second, de taux **lambda2**, correspond aux émissions initiées par la station de base.

Les taux **lambda1** et **lambda2** sont données par l'utilisateur dans le fichier **param**.

Nous avons vu (Cf A31 8.2.1) que la procédure **poisson** génère une variable aléatoire de paramètre λ , à partir d'un tableau **GP** tel que :

$$\text{GP}[0] = 1 \text{ et } \text{GP}[k] = \sum_{j=1}^k \frac{\lambda}{j!} \text{ pour } k > 0,$$

et d'une loi uniforme sur $[0, e^\lambda] \sim e^\lambda * U_{[0,1]}$.

Comme nous devons générer deux lois, nous utilisons deux tableaux **GP1** et **GP2** (correspondant respectivement aux paramètres **lambda1** et **lambda2**), tous deux initialisés dans la procédure **init_deb**.

La procédure **poisson** a donc été dupliquée en deux procédures **poisson1** et **poisson2** générant respectivement les émissions initiées par les stations mobiles, et celles initiées par la station de base.

La procédure **poisson1** utilise la constante **lambda1** et le tableau **GP1**, et génère une variable uniforme en appelant la procédure **uniforme** avec le paramètre **c = 2** (Cf A31 8.3.2).

La procédure **poisson2** utilise la constante **lambda2** et le tableau **GP2**, et génère une autre variable uniforme en appelant la procédure **uniforme** avec la paramètre **c = 8**.

La procédure **poisson1** est appelée à partir des procédures **nouveaux_emetteurs** (si le slot est en accès aléatoire) ou **rec_semi_bl** (si le slot est réservé).

La procédure **poisson2** est appelée à partir de la procédure **station_base**.

A32 8.2 Lois uniformes.

Un certain nombre de lois uniformes supplémentaires ont dû être générées en plus de celles déjà générées dans la première simulation. Celles ci sont les suivantes :

- loi uniforme utilisée pour le test de première émission des messages semi bloqués (procédure **emi_semi_bl**, cf A32 5.2.3)
- loi uniforme utilisée pour la génération de la loi de Poisson des émissions initiées par la station de base (procédure **poisson2**, cf A32 8.1)
- loi uniforme utilisée pour initialiser la longueur des messages réservés par les stations mobiles (procédure **lgmessmob**, cf A32 2), et par la station de base (procédure **lgmessbase**, cf A32 2).

Les différentes valeurs de **c** ont donc les utilisations suivantes :

- 1 : loi uniforme correspondant à la distance pour le calcul de la puissance
- 2 : loi de Poisson des arrivées initiées par les stations mobiles
- 3 et 4 : loi normale pour le calcul de la puissance
- 5 : test de réémission
- 6 : test de première émission
- 7 : test divers : fading, remplissage du vecteur **GI**
- 8 : loi de Poisson des arrivées initiées par la station de base
- 9 : détermination de la longueur des messages réservés par les mobiles émetteurs
- 10 : détermination de la longueur des messages réservés par la station de base.

CONCLUSION

Dans le cas des systèmes radiotéléphoniques, les simulations, auxquelles on a souvent recours en évaluation des performances, ne permettent pas d'avoir une vision globale du système. En effet, si l'on considère l'architecture en couches d'un réseau radiotéléphonique, il n'est pas réaliste de vouloir simuler globalement l'ensemble de ces couches. On ne simule donc qu'une ou deux couches, en ne considérant, pour les couches que l'on ne simule pas, que les paramètres nécessaires à la simulation, et qui doivent donc être fixés a priori.

Cette approche restrictive est en fait justifiée par la relative indépendance de ces couches. Nous nous sommes intéressés ici, aux performances des voies de signalisation des systèmes radiotéléphoniques, à deux niveaux distincts:

- Dans la troisième partie, c'est le problème de l'accès multiple à la VBM suivant un protocole ALOHA, et plus particulièrement celui de la résolution des collisions par contrôle des retransmissions, que nous avons abordé, et simulé. L'intérêt de ce travail a été de descendre à un niveau plus bas que la couche liaison, en tenant compte dans l'algorithme de contrôle des retransmissions, d'un paramètre physique qui est la puissance de réception du signal par la station de base, et d'avoir abouti à des résultats probants en ce qui concerne l'amélioration des performances des voie de signalisation dûes à un tel algorithme.

- Dans la seconde partie, le protocole d'accès multiple à la VBM est bien sûr simulé, mais l'objet de l'étude était d'évaluer les performances des protocoles d'établissement de communication. Ceci nous a conduit à vouloir prendre en compte les interactions entre les différents relais dans un centre radiotéléphonique cellulaire.

Ce problème peut être abordé suivant une technique s'inspirant des techniques d'agrégation, à condition que les interactions entre relais soient suffisamment faibles pour que le comportement de l'ensemble du réseau puisse être décomposé en deux étapes fictives: d'abord chaque relais atteindrait rapidement son régime permanent de manière totalement indépendante des autres relais; ensuite, chaque relais étant supposé avoir un comportement interne figé dans le temps, le système pourrait lui aussi atteindre son régime permanent. Nous avons appliqué cette idée pour évaluer les performances des voies de signalisation.

Dans ce cas particulier, les interactions entre les relais, dans la deuxième phase, se calculent facilement, mais le problème de l'étude de chaque relais dans la première phase demeure un obstacle à la résolution de l'ensemble du système lorsque le nombre de ces relais devient grand, et que l'étude du comportement interne de chacun doit être faite à un niveau détaillé qui impose l'utilisation d'une simulation.

Il est évident que l'utilisation de modèles mathématiques envisageant l'ensemble du système de manière globale, constituerait une approche intéressante, parce que plus générale et plus systématique. Cependant, cette modélisation mathématique ne serait possible que dans l'hypothèse où le comportement interne de chaque relais pourrait être simplifié de manière à ne tenir compte que des paramètres concernant le problème à résoudre.

Nous pouvons finalement remarquer que l'utilisation de simulations est limitée par la complexité du réseau, alors que celle de modèles mathématiques l'est par la complexité interne de chaque relais.

ANNEXES
GENERALES

Annexes générales I:

Les générateurs aléatoires

AGL 1 Généralités

Les simulations peuvent être définies comme des techniques d'évaluation de performance de systèmes, basées sur la reproduction de leur fonctionnement à partir d'un modèle beaucoup trop complexe pour pouvoir être résolu de manière analytique. Cependant, il est généralement convenu de réserver ce terme de "simulation" à la reproduction de systèmes dans lesquels interviennent des phénomènes aléatoires.

C'est donc un problème commun à toutes les simulations de pouvoir produire des suites de nombres qui puissent être considérés comme un échantillon des réalisations d'une variable aléatoire quelconque X dont on connaît la fonction de répartition F .

Théorème :

Etant donné une fonction de répartition $F(x)$ strictement croissante (donc inversible), soit Φ la fonction inverse de F .

Soit U une variable aléatoire de répartition uniforme sur $[0,1]$. La variable X définie par $X=\Phi(U)$ a pour fonction de répartition F .

Démonstration:

Soit F donnée et Φ son inverse :

$$(x=\Phi(u)) \Leftrightarrow (u = F(x))$$

Nous voulons démontrer que $P[X < x] = F(x)$.

Calculons $P[X < x]$.

F étant monotone $P[X < x] = P[F(X) < F(x)]$.

Or $X = \Phi(U) \Leftrightarrow U = F(X)$ donc $P[X < x] = P[U < F(x)]$,

et U étant uniforme, on a $P[U < u] = u$,

et comme $F(x) \in [0,1]$, $P[U < F(x)] = F(x)$

donc finalement $P[X < x] = F(x)$.

cqfd

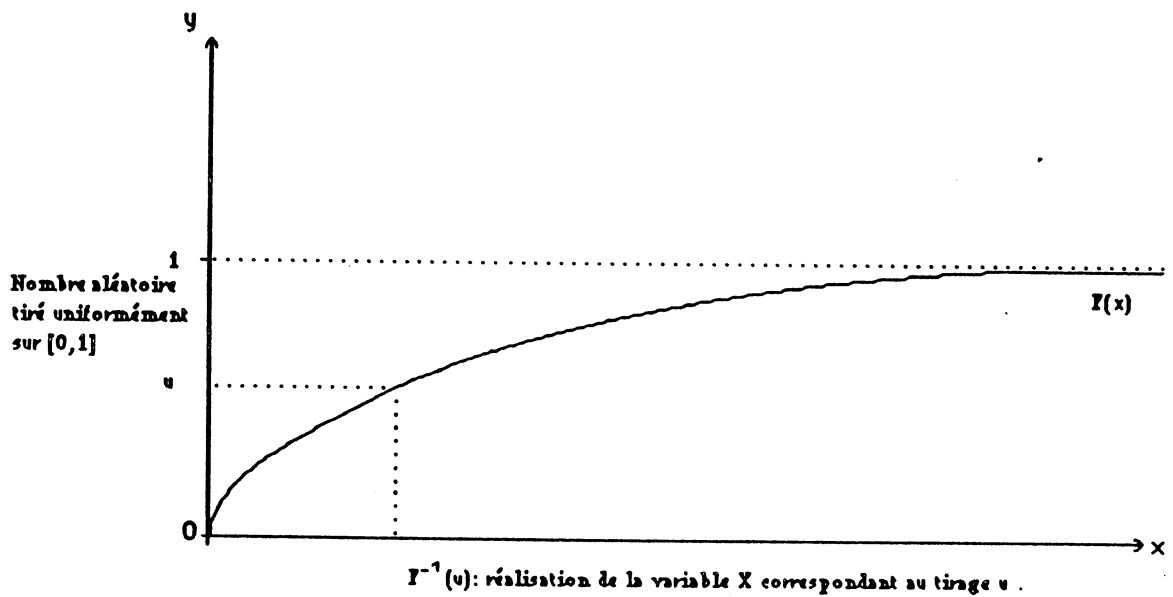


Figure AG1 1

Dans le cas où la variable X est discrète sur un ensemble E ordonné, on peut créer un tableau T tel que $T[k] = \text{Proba}(X \leq k)$, $k \in E$.

Une réalisation de la variable discrète X peut ainsi être générée à partir du tableau T et d'une valeur u tirée uniformément sur $[0,1]$:

En notant $k-1$ l'antécédent de k suivant la relation d'ordre définie sur E , alors si $T[k-1] < u \leq T[k]$ alors k est la réalisation de la variable X correspondant au tirage u .

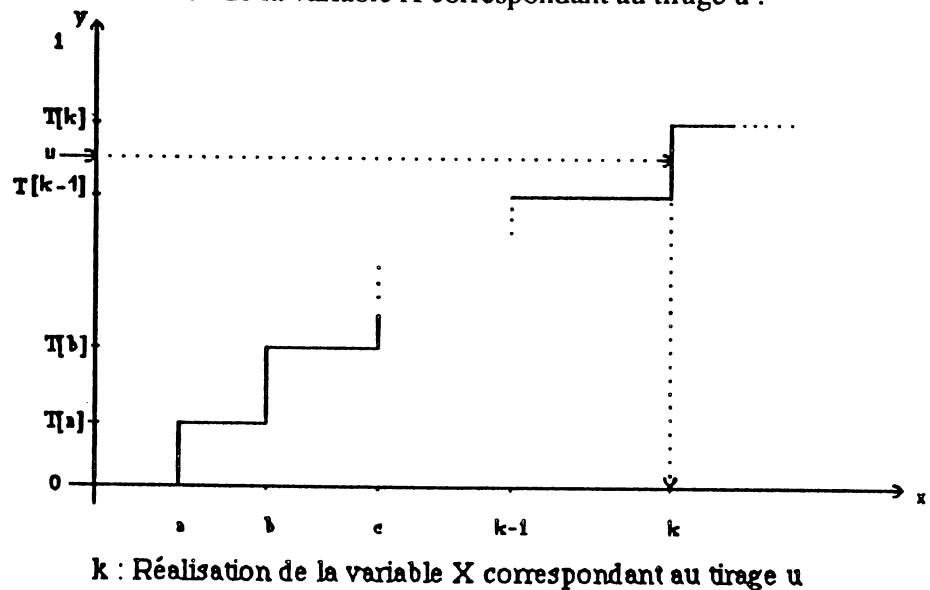


Figure AG1 2

Conclusion:

La génération de n'importe quelle loi aléatoire peut être générée à partir d'une loi uniforme sur $[0,1]$.

Remarque:

Dans le cas où la variable X est continue mais que l'inverse de sa fonction de répartition n'a pas d'expression analytique, comme pour la loi normale, la loi peut être tabulée (avec un pas plus ou moins fin en fonction de la précision souhaitée et de l'espace mémoire disponible), et générée à partir d'un tirage uniforme sur $[0,1]$ en effectuant une interpolation entre les deux entrées de la table entre lesquelles la valeur u est comprise. Nous verrons toutefois en AG1 2.2.2 que dans le cas de la génération d'une loi normale, il existe d'autre solution que celle ci.

AG1 2 Génération d'une loi uniforme.

Les résultats précédents montrent finalement que la génération de n'importe quelle variable aléatoire peut toujours être obtenue à partir d'une séquence aléatoire de nombres uniformément répartie sur un intervalle quelconque. Mise à part la génération physique de telles séquences (obtenue en couplant un ordinateur avec un capteur enregistrant les valeurs d'un signal physique aléatoire), ou la génération à partir de tables qui est, dès que l'on veut générer des séquences très longues, difficilement envisageable pour d'évidentes raisons d'encombrement de l'espace mémoire, la seule solution est de générer ces séquences à partir d'un programme qui, de toute façon, est parfaitement déterministe, d'où l'utilisation du qualificatif "pseudo aléatoire" pour désigner un tel générateur.

Le principe de ces générateurs est de construire des suites numériques itératives de la forme $x_{n+1} = f(x_n, x_{n-1}, \dots)$. Il est clair que de tels générateurs sont cycliques: si la fonction f utilise k éléments précédemment générés dans la suite, et si ce k -uplet est généré une nouvelle fois, la valeur tirée sera, bien sûr, toujours la même, or, même s'il est très grand, le nombre de k -uplet qui peuvent être générés par un ordinateur ne peut qu'être fini.

D'un point de vue pratique, le but est de rendre la valeur de ce cycle, ou de cette période, la plus grande possible et de faire en sorte qu'à l'intérieur de celui ci la suite générée ait des propriétés analogues à celle d'une suite aléatoire. De très nombreux tests existent pour vérifier ces propriétés : tests d'uniformité, l'indépendance étant supposée (test du χ^2 , test de Kolmogorov-Smirnov), et tests d'indépendance. Pour tester l'indépendance il faudrait en fait pouvoir vérifier l'uniformité de tous les k -uplet $(x_{n_1}, x_{n_2}, \dots, x_{n_k})$ pour toutes les valeurs possibles des n_i et pour toutes les valeurs finies de k .

Dans de nombreux générateurs pseudo aléatoires, la fonction f permettant de calculer la nouvelle valeur x_{n+1} de la suite, ne fait intervenir que la dernière valeur tirée, x_n , suivant une fonction linéaire de la forme $x_{n+1} = [ax_n + c] \pmod{m}$. Cette méthode connue sous le nom de méthode des congruences mixtes (ou méthode de congruence multiplicative dans le cas où $c=0$) permet d'assurer que la période est égale à m lorsque les conditions sur a , c et m définies par les théorèmes suivants sont respectés [MAR72]

Théorème 1:

Pour que la période soit m il faut et il suffit que:

- c et m soient premiers entre eux
- $a-1$ soit un multiple de tout diviseur premier de m .
- si 4 divise m , 4 divise $a-1$.

Remarque :

Si la période est exactement m , toutes les valeurs de 0 à $m-1$ sont prises par x_n , et on peut donc prendre une valeur initiale quelconque.

Théorème 2 (conséquence)

Lorsque $m = 2^\alpha$, $\alpha \geq 2$, pour que la période soit m , il faut et il suffit que:

- c et m soient premiers entre eux,
- $a \equiv 1 \pmod{4}$

Théorème 3.

Lorsque $m = 2^\alpha$, $\alpha \geq 4$ et $c = 0$.

La période maximale est $\frac{m}{4}$

Pour que la période soit $\frac{m}{4}$ il faut et il suffit que :

- y_0 soit impair
- $a \equiv 3$ ou $5 \pmod{8}$.

Il est cependant démontré en [MAR72] que la suite x_n ainsi obtenue peut être décomposée en plusieurs blocs se déduisant les uns des autres par simple translation. C'est donc la longueur de ces blocs ou pseudo-période et non la période qu'il convient de maximiser.

Quel que soit le coefficient c utilisé, une pseudo-période maximale ($\frac{m}{4}$) est obtenue si

$$a \equiv 3 \text{ ou } 5 \pmod{8} :$$

Si l'on choisit $c \neq 0$ afin d'avoir une période et une pseudo-période maximale, il est préférable de choisir c impair et $a \equiv 5 \pmod{8}$, sinon si l'on veut gagner du temps et prendre $c = 0$, il faut choisir $a \equiv 3 \text{ ou } 5 \pmod{8}$.

L'inconvénient des méthodes congruentielles, démontré par G.Marsaglia en [4] est la non uniformité des k -uplets de nombres aléatoires que l'on peut tirer des séquences obtenues avec celles ci. Il montre en effet que ces k -uplets, au lieu d'être uniformément répartis dans le treillis associé au cube de dimension k et d'arête m , appartiennent en fait à des "sur-treillis" dont la maille est plus grande et inclus dans des hyperplans de dimension $k-1$.

Une solution, proposée par M Becker en [BEC76], pour pallier à ce problème consiste à mélanger pseudo aléatoirement la suite de nombres obtenus avec une telle méthode congruentielle. C'est cette solution, implantée dans notre programme, que nous allons décrire maintenant.

Annexes générales II:

Validation statistique des résultats obtenus

AG2 1 Généralités.

Toute simulation sur un ordinateur d'un processus réel consiste à faire des mesures statistiques (principalement des moyennes), sur des réalisations d'un processus stochastique $X(t)$ qui est un modèle du processus réel étudié. Le temps t varie sur un espace discret ou continu, selon qu'il s'agisse d'une simulation période par période ou évènement par évènement. Quoiqu'il en soit, le processus $X(t)$ ne peut prendre qu'un nombre fini d'états E . Les résultats de la simulation qui sont fonction de l'état du processus, sont des variables aléatoires Y qui sont des fonctions du processus $X(t)$. L'intérêt de la simulation est de fournir une estimation de l'espérance des variables aléatoires Y . La validation statistique de telles estimations ne peut être réalisée que dans le cadre d'un processus ergodique, et stationnaire du second ordre :

Si le processus $X(t)$ est strictement ergodique, la limite lorsque T tend vers l'infini de la moyenne temporelle entre 0 et T de toute fonction $Y [X(t)]$ est le nombre limite de l'espérance de la fonction aléatoire $Y [X(t)]$, lorsque t tend vers l'infini.

Il s'agit donc d'estimer $Z = \lim_{t \rightarrow \infty} E [Y [X(t)]] = \lim_{T \rightarrow \infty} Z_T$, en utilisant Z_T , moyenne temporelle de Z entre 0 et T .

AG2 2 Méthode de Le Gall [GAL67]

Cette méthode fournit un intervalle de confiance ϵ de l'estimateur au niveau de confiance $1 - \eta$, défini par : $\Pr [|Z_T - Z| < \epsilon] > 1 - \eta$.

L'application du théorème de Tchebichev permet de déduire l'inégalité :

$$\Pr [|Z_T - Z| \geq \epsilon] \leq \frac{E [(Z_T - Z)^2]}{\epsilon^2}.$$

Or comme $Z = \lim_{T \rightarrow \infty} E[Z_T]$, on remplace souvent, pour T assez grand, le terme $E[(Z_T - Z)^2]$

par la variance de Z_T : $\sigma^2(Z_T)$.

d'où $\Pr(|Z_T - Z| \geq \varepsilon) \leq \frac{\sigma^2(Z_T)}{\varepsilon^2}$, ce qui donne, au niveau de confiance $1 - \eta = 95\%$ un

intervalle de confiance égal à $\varepsilon = \frac{\sigma(Z_T)}{\sqrt{\eta}} = 4.5 \sigma(Z_T)$.

Le processus étudié étant stationnaire du second ordre, la moyenne arithmétique de l'estimateur tend vers une loi normale :

$$\text{Par conséquent } \Pr\left[\frac{Z_T - Z}{\sigma(Z_T)} < \delta\right] = \Pi(\delta) - \Pi(-\delta)$$

où $\Pi(x)$ est la fonction de répartition de la loi normale centrée réduite:

$$\Pi(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_{-\infty}^x e^{-\frac{u^2}{2}} du$$

En prenant $1 - \eta = \Pi(\delta) - \Pi(-\delta)$ on a alors $\varepsilon = \sigma \delta$.

Par exemple, au niveau de confiance 95 %, on peut alors prendre $\varepsilon = 1.96 \sigma$ que l'on majorera plutôt par $\varepsilon = 2 \sigma$.

La variance de cet estimateur étant inversement proportionnelle à la durée T de la simulation ([BEC87] p 110), on a alors $\varepsilon = 2 \frac{A}{\sqrt{T}}$

Pour estimer A , on coupe la simulation en n tranches de longueur T_1 . En notant Z_i , la moyenne de l'estimateur dans la $i^{\text{ème}}$ tranche, et Z_{nT_1} sa moyenne générale, une estimation de la variance de Z_{T_1} est donnée par :

$$\text{estimation}(\sigma^2(Z_{T_1})) = \frac{1}{n-1} \left[\sum_{i=1}^n Z_i^2 - n Z_{nT_1}^2 \right] \approx \frac{A^2}{T_1}, \text{ et donc une estimation de } A^2 \text{ est}$$

donnée par : $T_1 * \text{estimation}(\sigma^2(Z_{T_1}))$.

$$\text{On a donc } \sigma^2(Z_T) \approx \frac{T_1 \text{ estimation } (\sigma^2(Z_{T_1}))}{T}$$

$$\text{d'où } \varepsilon \approx 2 \sqrt{\text{estimation } (\sigma^2(Z_{T_1}))} \sqrt{\frac{T_1}{T}} \quad (1)$$

SOMMAIRE

<u>Introduction</u>	1
 <u>Première partie</u>	
 <u>Chapitre I : Généralités sur les réseaux</u>	7
 I 1 Mode de transmission des données : réseaux à commutation de paquets; réseaux à commutation de circuits.. . . .	7
I 1.1 Les réseaux à commutation de circuits.	7
I 1.2 Les réseaux à commutation de paquets.	8
I 1.2.1 Les réseaux à commutation de paquets point à point.	9
I 1.2.2 Les réseaux à diffusion de paquets	9
I 2 Les supports de transmission : réseaux câblés; réseaux radioélectriques.	9
I 2.1 Réseaux câblés.	9
I 2.2 Les réseaux radioélectriques.	10
 <u>Chapitre II : Les différents types de protocoles d'accès multiples</u>	13
 II 1 Les techniques d'allocation statique	13
II 1.1 Accès Multiples à Répartition dans le Temps (AMRT).	13
II 1.2 Accès Multiples à Répartition Fréquentielle (AMRF).	13
II 1.3 Accès Multiples à Répartition dans les Codes (AMRC).	14
II 2 Les techniques d'accès aléatoire.	15
II 2.1 Le protocole ALOHA.	15
II 2.1.1 Le protocole ALOHA simple.	15
II 2.1.2 Le protocole slotted ALOHA.	17
II 2.2 Carrier Sense Multiple Access (CSMA).	18
II 2.3 AMRC aléatoire.	21
II 3 Les techniques de réservation de slots.. . . .	22
II 3.1 Les techniques à contrôle central.. . . .	22
II 3.1.1 La commutation de circuit.	22
II 3.1.2 Le polling et le probing.. . . .	22
II 3.1.3 Les techniques utilisant un sous canal de réservation.. . . .	23

II 3.2 Les techniques à contrôle distribué..	28
II 3.2.1 Protocoles à contrôle distribué pour les réseaux radioélectriques par satellite..	28
II 3.2.2 Protocoles adaptés aux réseaux radioélectriques terrestres.. .	31
II 3.2.3 Les protocoles pour les réseaux locaux..	32
II 4 Conclusion.	33

Chapitre III :Le cas des systèmes radiotéléphoniques :

<u>Choix d'une technique d'accès multiple..</u>	35
III 1 Généralités..	36
III 2 Les réseaux radiotéléphoniques cellulaires..	37
III 2.1 Définition..	37
III 2.2 Avantages et inconvénients des réseaux cellulaires..	37
III 2.3 Détermination de la taille du motif de réutilisation des fréquences.. . . .	38
III 3 Protocoles d'établissement et de contrôle des communications	42
III 3.1 Les fonctions spécifiques aux systèmes radiotéléphoniques.	42
III 3.1.1 La fonction " rattachement effectif ".	42
III 3.1.2 La fonction " rattachement nominal ".	43
III 3.1.3 La fonction " rattachement arrivée ".	43
III 3.1.4 La fonction taxation.	43
III 3.2 Protocoles d'établissement et de contrôle des communications.	43
III 3.2.1 Protocoles d'inscription et de désinscription.	43
III 3.2.2 Protocole d'établissement d'une communication : mobile demandeur.	44
III 3.2.3 Protocole d'établissement d'une communication : mobile demandé.	45
III 3.2.4 Protocole de changement de cellule en cours de communication (Hand Off).	46
III 4 Choix d'une technique d'accès multiple sur la voie balise montante.	46
III 4.1 Présentation du problème..	46
III 4.2 Les techniques d'allocation statique..	46
III 4.3 Les techniques d'accès aléatoire.	47
III 4.3.1 ALOHA et slotted ALOHA.	47
III 4.3.2 CSMA.	47

III 4.4 Les techniques de réservation des slots.	51
III 4.4.1 Les techniques à contrôle centralisé.	51
III 4.4.2 Les techniques à contrôle distribué.	52
III 4.5 Conclusion.	53
 <u>Chapitre IV: Le problème de la stabilité d'un canal accédé suivant un protocole</u>	
<u>de type ALOHA ; Nécessité des politiques de contrôle dynamique des retransmissions..</u> . .	55
 IV 1 Instabilité inhérente d'un canal ALOHA non contrôlé.. . . .	55
IV 2 Nécessité des politiques de contrôle dynamique des retransmissions.	59
IV 3 Algorithmes de résolution des collisions et contrôle des retransmissions.	61
IV 3.1 Généralités.	61
IV 3.2 Politiques de contrôle centralisé.	62
IV 3.2 Politiques de contrôle décentralisée.	63
 Bibliographie et références.	65

Deuxième partie

Introduction.	73
<u>Chapitre I : Le problème de la modélisation d'un réseau radiotéléphonique cellulaire.</u> . .	75
I 1 Modélisation en deux phases.	75
I 2 Application au cas d'un réseau radiotéléphonique cellulaire : le système Radiocom 2000	76
I 2.1 Description du réseau.	76
I 2.2 Modélisation du réseau.	77
<u>Chapitre II: Etude d'un modèle des déplacements.</u>	81
II 1 Le Modèle.	81
II 2 Les méthodes d'agrégation.	84
II 2.1 Système presque complètement décomposables et agrégation de variables.	84
II 2.2 La méthode de Courtois [COU77].	85
II 2.3 La méthode d'agrégation / désagrégation de Chatelin.	87
II 3 Résultats	89
II 3.1 Résultats pour $m = 4$	92
II 3.2 Résultats pour $m = 6$	94
II 3.3 Analyse des résultats.	96
II 4 Conclusion.	96
<u>Chapitre III: Modèle d'un relais.</u>	97
III 1 Description du réseau	98
III 1.1 Description globale.	98
III 1.2 La VBM.	99
III 1.3 Les files d'attente internes au relais et la VBD.	100
III 1.4 Influence du relais et de la VBD sur les taux d'échec des protocoles.	101
III 2 Description des protocoles d'établissement de communication	102
III 2.1 Communications monorelais.	103
III 2.2 Communications multirelais.	105
III 3 La simulation d'un relais.	108
III 4 Résultats.	110

<u>Chapitre IV: Présentation de la deuxième phase de modélisation du réseau et conclusion</u>	115
IV 1 Deuxième phase de la modélisation du réseau.	115
IV 2 Conclusion.	118
 Références et bibliographie.	 121
 Annexe 1 Solution de l'équation $PA = P$ pour un exemple comprenant 88 zones. . . .	 125
 Annexe 2 Description des protocoles d'établissement de communication.	 129
I Les différents messages élémentaires utilisés lors de ces protocoles.	129
II Organigramme des différents protocoles.	130
III Problème de la détermination de la répartition temporelle de ces protocoles en fonction de celles des différents types de communications.	132
 Annexe 2 Description du programme de simulation.	 137
I Généralités.	137
II Description fonctionnelle.	138
II-1°) Sur la voie balise montante.	138
II-1°)-a) La procédure compétition.	138
II-1°)-b) La procédure dépiler.	139
II-2°) Sur la voie balise descendante.	139
III Diagramme d'appel des principales procédures.	140

Troisième partie

Introduction	145
<u>Chapitre I : Le phénomène de capture.</u>	147
I 1 Généralités.	147
I 2 Discrétisation en couches de puissance; Conditions de stabilité.	149
I 3 Définition des couches de puissance.	150
I 3.1 Loi de la puissance reçue par la station de base	150
I 3.2 Loi de Log P.	151
I 3.3 Répartition en couches.	153
I 4 Application à une répartition en deux couches de puissance : Recherche d'une répartition optimum.	154
I 4.1 Justification d'une répartition en deux couches de puissance.	154
I 4.2 Recherche d'une répartition optimum.	158
<u>Chapitre II : Un algorithme de contrôle des retransmissions adapté à la capture.</u>	163
II 1 Description de l'algorithme.	163
II 2 Présentation et justification des valeurs des paramètres utilisés dans l'algorithme.	167
II 2.1 Estimation de la valeur optimale de p et donc de G^*	167
II 2.2 Valeurs des α_i , β_i , ρ_i , δ_i , η_i et ξ_i	175
II 2.3 Etablissement d'une borne supérieure pour les probabilités de retransmissions.	176
<u>Chapitre III : Résultats des simulations.</u>	179
III 1 Intérêt du contrôle.	179
III 2 Intérêt d'un contrôle différencié en fonction des niveaux de puissance.	183
III 3 Intérêt de la réservation dynamique de slots par rapport à la réservation statique.	186
III 4 Validation statistique des résultats obtenus.	188
Références et bibliographie.	191

Annexe III 1: Simulation de l'algorithme de contrôle avec un accès slotted ALOHA	197
A31 1 Principe de la simulation et principales structures de données utilisées	197
A31 1.1 Rappels	197
A31 1.2 Principe général de la simulation	198
A31 2 Structures de données	199
A31 2.1 Estimation des paramètres de contrôle, p et $D[i], i \in \{1, \dots, p\}$	199
A31 2.2 Gestion des émetteurs	200
A31 3 Description algorithmique du corps du programme.	203
A31 4 Description des constantes et variables utilisées dans le programme.	204
A31 4.1 Constantes.	204
A31 4.2 Variables.	206
A31 5 Description des principales procédures	208
A31 5.1 Procédure nouveaux_emetteurs.	208
A31 5.2 Procédure acces_aleatoires.	209
A31 5.3 Procédure majGI.	211
A31 5.4 Procédure controle.	211
A31 6 Les initialisations.	212
A31 6.1 Description générale.	212
A31 6.2 Etablissement des conditions initiales (procédure etat_initial).	213
A31 7 Les sorties du programme et les compteurs utilisés.	216
A31 7.1 Résultats édités par la procédure edit_tranche.	216
A31 8 Les générateurs aléatoires.	224
A31 8.2 La procédure poisson.	224
A31 8.2 La procédure puissance.	225
A31 8.3 fonction uniforme.	227
A31 9 Affinements apportés à la simulation.	227
A31 9.1 Simulation en présence d'erreurs de détection.	228
A31 9.2 Présence d'émetteurs portatifs.	228

<u>Annexe III 2 : Adaptation de la simulation à l'évaluation des performances d'un protocole d'accès multiple avec réservation de slots.</u>	231
A32 1 Présentation du protocole simulé.	231
A32 1.1 Rappels.	231
A32 1.2 Présentation du protocole simulé.	232
A32 1.3 Implémentation.	234
A32 2 Structure de données.	235
A32 3 Description algorithmique générale du corps du programme.	237
A32 4 Constantes et variables supplémentaires.	239
A32 4.1 Constantes.	239
A32 4.2 Variables.	240
A32 5 Description des procédures.	241
A32 5.1 Procédure station_base.	241
A32 5.2 Procédure émissions.	242
A32 6 Procédures d'initialisations.	246
A32 7 Les sorties du programme.	246
A32 7.1 Répartition des slots.	246
A32 7.2 Nouvelles émissions.	247
A32 7.3 Réémissions.	248
A32 7.4 Trafic global.	251
A32 7.5 Valeurs moyennes des paramètres de contrôle.	252
A32 8 Génération des lois aléatoires.	252
A32 8.1 Lois de Poisson.	252
A32 8.2 Lois uniformes.	253
Conclusion.	255
 Annexes générales I: Les générateurs aléatoires.	 261
AG1 1 Généralités.	261
AG1 2 Génération d'une loi uniforme.	263
 Annexes générales II: Validation statistique des résultats obtenus.	 267
AG2 1 Généralités.	267
AG2 2 Méthode de Le Gall.	267

A U T O R I S A T I O N D E S O U T E N A N C E

VU les dispositions de l'article 3 de l'arrêté du 16 Avril 1974

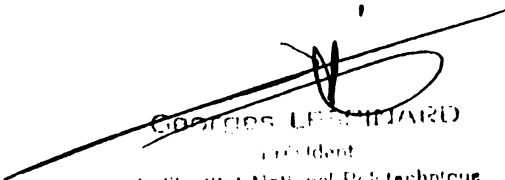
VU les rapports de présentation de

Madame B. PLATEAU, Chargée de recherche au CNRS
Monsieur R. THOMAS, Chercheur AU CNET

Monsieur MAZEL Claude

est autorisé à présenter une thèse en soutenance en vue de l'obtention du diplôme
de DOCTEUR-INGENIEUR, spécialité "Informatique".

Fait à Grenoble, le 20 Juin 1988.



GEORGES LECHIFFARD
Président
de l'Institut National Polytechnique
de Grenoble

