

# Curriculum Vitae

**Nicola Olivetti**

Université Paul Cézanne (Aix-Marseille 3)

Faculté d'Economie Appliqué

LSIS -UMR CNRS 6168

email: nicola.olivetti@univ-cezanne.fr, nicola.olivetti@lsis.org

## 1 Information Personnelle

NOM : Nicola Olivetti

DATE DE NAISSANCE : 11 octobre 1963, à Turin (Italie)

AFFILIATION : Université Paul Cézanne (Aix-Marseille 3), LSIS - UMR CNRS 6168

ADRESSE : Avenue Escadrille Normandie-Niemen 13397 Marseille Cedex 20 (France)

TELEPHONE : +33 049128 9094

TELECOPIE : +33 0491288334

ADRESSE ELECTRONIQUE : nicola.olivetti@univ.u-3mrs.fr, nicola.olivetti@lsis.org

ADRESSE PERSONNELLE : 28 Rue Leydet, 13100, Aix En Provence, France

ETAT CIVIL : Marié

### Diplômes et titres

- 1989 : "Laurea" en Philosophie, de l'Université de Turin.
- 1995 : Doctorat d'Informatique (Dottore di Ricerca in Informatica) de l'Université de Turin.
- 2004 : Qualifié aux fonctions de professeur des Universités en France (section 27 Informatique)

### Postes occupés

- 1995-2001 : Ricercatore (Researcher, Maître de Conférence) au Département d'Informatique de l'Université de Turin.
- 2001-2005 : Professore Associato (Associate Professor, Professeur 2me classe) au Département d'Informatique de l'Université de Turin.
- du 1-9-2005 Professeur des universités (2ème Classe) à la Université Paul Cézanne (Aix - Marseille III) Faculté d'Economie Appliquée (FEA) .

### Emplois extra-académiques

- 1989-1990, employé comme informaticien au sein de la compagnie milanaise DIDA\*EL, où j'ai développé un programme de démonstration automatique de théorèmes et un système expert pour le raisonnement juridique.

### **Bourses et Primes**

- 1997 : Bourse de six mois attribuée par le Conseil National de la Recherche, Comité des Sciences Mathématiques (Italie) pour un séjour à l'Imperial College de Londres.
- 2005 : Prime d'Installation de chercheurs extérieurs par la ville de Marseille

## **2 Animation Scientifique**

### **2.1 Projets**

- 1991-1998 projets ESPRIT : MEDLAR I and MEDLAR II (Mechanizing Deduction in the Logics of Practical Reasoning).
- 1994-1996, GALILEO entre l'Université de Turin, l'Université Aix-Marseille II et le Laboratoire d'Informatique de Marseille, en collaboration avec Madame Camilla Schwind, sur le raisonnement non-monotone.
- 1995-1997 : "British-Italian Collaboration in Research and Higher Education" with Imperial College, London, on Knowledge Base Update and Composition, collaboration with Prof. Gabbay.
- 1996-1998 : European COST Action on Many-valued logics for computer science applications.
- 1999 -2001 Projet Bilatéral avec la Technische Universitt de Vienne (Autriche) sur le thème "Analytic Proof Methods for Fuzzy logics".
- 2002-2003 : Projet National "Il ragionamento in condizioni di incertezza : fondamenti algebrici e nuove prospettive".
- 2004-2005 : Projet National : Logiche a più valori e informazione incerta : metodologie algebriche e algoritmiche
- 2005 : Projet "Algebraic and deduction methods in non-classical logic and their applications to Computer Science", supporté par l'European INTAS Program.

### **2.2 Invitations comme chercheur**

- 1993-1995 (Plusieurs fois) Imperial College, London, Department of Computing, (invité par le Prof. D. Gabbay). Il comprend 8 mois pendant mon doctorat en 1994-95.
- 1997 (6 mois) Imperial College, London, supporté par une bourse de CNR (Consiglio Nazionale delle Ricerche).
- 1998-2003 (Plusieurs fois) King's College, London, Department of Computer Science, (invité par Prof. D.Gabbay).
- 2000 (1 mois) Marseille, Université Aix-Marseille II, (invité par C. Schwind).
- 2002 (1 mois) Marseille, Université Aix-Marseille II, (invité par C. Schwind).
- 2003 (1 semaine) Warsaw, Institute of Telecommunications (invité par E. Orłowska).
- 2004, février, (1 mois) Marseille, Université Aix-Marseille I, (invité par P. Siegel).

- 2004, novembre, (1 semaine) Wien, Technische Universität, (invité par C. Fermüller)

### 2.3 Tutoriaux, cours et séminaires sur invitation (liste partielle)

- Tutorial sur Analytic Tableaux for Non-monotonic Reasoning . Tutorial donné à TABLEAUX'97, Pont-à-Mousson, France.
- 1999 (8 heures) orateur invité à l'EEF School on Foundations of Deduction and Theorem Proving qui s'est tenu à l'Université Heriot-Watt (cours sur les Preuves Algorithmiques).
- 1999 Cours de doctorat "Proof-Theory, Logic Programming and Non-Classical logic" à l'Université Technique de Vienne, Institut für Informationssysteme.
- 2002, Séminaire sur "Lukasiewicz logic, substructural logics, and integer programming ", MAP-LSIS seminar, Marseille.
- 2002, Séminaire sur "Belief revision and conditional logics", MAP-LSIS seminar, Marseille.
- 2003, Séminaire sur "Belief revision and conditional logics", King's College, London
- 2004, (Février), Cours sur la Logique intuitioniste et les méthodes de preuve (8 heures), LSIS, Marseille
- 2004, (Novembre), Séminaire sur "Conditional logics and Belief revision", Wien.
- Lecture sur "Lukasiewicz logic : from proof systems to logic programming", ERCIM Workshop on Soft Computing, Wien, 12-17/7, 2004.

### 2.4 Comités de Programme, d'organisation de conférences et de lecture

- Membre du Comité de Programme de la conférence internationale TABLEAUX, (Analytic Tableaux and Related Methods) pour les années : 1998, 1999, 2002, 2003, 2005 (voir <http://tableaux2005.uni-koblenz.de/>).
- Membre du Comité d'Organisation de LC04, (Logic Colloquium, Torino 2004).
- Membre du Comité de Programme de *Analytic* : Workshop on Analytic Proof Systems, workshop of the Conference LPAR04 (Logic Programming and Automated Reasoning), Montevideo, Uruguay, 2005.
- Membre de Comité de Lecture de Journal of Applied Logic.

### 2.5 Directions de thèses de doctorat

- Valentina Gliozzi (Co-supervision avec L. Giordano), Thèse de Doctorat en informatique, Université de Turin, Belief Revision and Conditional Logics, 2003.

- George Metcalfe (Co-supervision avec D. Gabbay), These de Doctorat en informatique, King’s College, London, Proof Theory for Propositional Fuzzy Logics, 2003.
- Gian Luca Pozzato, Ph.D. Thesis, These de Doctorat en informatique, Université de Turin, en preparation, sujet : logique des conditionnelles et raisonnement non-monotone. Titre à déterminer, 2006.

### 3 Activités liées à la recherche

Mon domaine de recherche a trait essentiellement à l’Intelligence Artificielle et à la Représentation des Connaissances, et plus particulièrement à la Logique et au Raisonnement Automatique. Globalement, mon activité de recherche se répartit entre les thèmes suivants :

- Programmation Logique
- Dédution automatique pour les Logiques Non-classiques
- Révision des croyances

Les paragraphes qui suivent décrivent sommairement les principaux résultats que j’ai obtenu dans chacun de ces thèmes de recherche.

#### 3.1 Programmation Logique

##### 3.1.1 Négation par échec et requêtes hypothétiques

Historiquement, la programmation logique a vu le jour sous une forme qui restreint l’emploi de la Logique du Premier Ordre au fragment des clauses de Horn. Bien qu’il s’agisse là d’un fragment logiquement complet, il ne permet pas de façon directe l’expression d’un raisonnement hypothétique de type non-monotone. Le point de départ de mes recherches dans ce domaine a été l’étude d’un cadre étendu de programme logique comprenant des *buts hypothétiques* de la forme  $D \Rightarrow G$ ,  $D$  étant un ensemble de clauses, et  $G$  un but. La sémantique associée à la notion de but hypothétique est la suivante :

$$P \vdash D \Rightarrow G \text{ iff } P \cup D \vdash G$$

la signification de l’implication étant donc définie par une forme de *Théorème de la Dédution*. NProlog,  $\lambda$ -Prolog, et le langage de McCarthy [37, 26, 70, 81] sont des exemples de langage permettant l’emploi de la notion de but hypothétique, à partir de la logique intuitionniste. L’utilisation de buts hypothétiques permet l’expression de requêtes hypothétiques, et définit des règles dont le corps contient des hypothèses. D’un point de vue calculatoire, NProlog étend de façon simple la SLD-résolution telle qu’utilisée au sein des clauses de Horn : l’évaluation d’un but hypothétique produit une mise à jour hypothétique du programme, c’est-à-dire un accroissement temporaire du programme qui perdure tant que l’évaluation du but en question n’est pas terminée.

En NProlog, tout comme en Prolog classique (et dans les langages susmentionnés), on souhaite appliquer la *Négation Par Echec* (NPE) au buts. Alors

que l'extension avec NPE est naturelle d'un point de vue opérationnel, ce que devrait être la sémantique d'un langage hypothétique avec NPE est loin d'être clair. De nombreuses propriétés logiques attendues (par exemple le *modus ponens* ou la transitivité de l'implication) ne sont pas vérifiées pour un langage associant les deux constructions, au point que l'on peut raisonnablement se demander si NPE combinée à l'implication hypothétique a une quelconque signification logique [26]. Face à ces difficultés, toutes les approches connues imposent une forme de restriction sur l'emploi de NPE (cf. par exemple [10, 20, 56]).

En collaboration avec L. Giordano, j'ai attaqué ce problème en développant une sémantique de type point-fixe en adéquation avec une logique tri-valuée, pour un langage autorisant une combinaison arbitraire de NPE et de buts. L'approche utilisée est similaire à celle de Kunen, la troisième valeur de vérité **u** ("undefined") servant à modéliser les boucles dans le calcul. La sémantique point-fixe est en correspondance avec le comportement opérationnel attendu. Ce résultat est publié dans [36]. Dans des publications suivantes [94, 50], nous avons abordé la question d'une interprétation logique de ce langage. De façon complètement générale, nous entendons par là, la définition d'une logique  $\mathcal{L}$  telle que pour tout programme  $P$  et tout but  $G$ , il existe des formules  $\Phi^+(P, G)$  et  $\Phi^-(P, G)$  de la logique  $\mathcal{L}$  telles que

- $G$  est un succès à partir de  $P$  ssi  $\vdash_{\mathcal{L}} \Phi^+(P, G)$  et
- $G$  est un échec de façon finie à partir de  $P$  ssi  $\vdash_{\mathcal{L}} \Phi^-(P, G)$ .

Dans [94], nous avons proposé une interprétation logique sous la forme d'une *complétion modale tri-valuée* pour des programmes propositionnels arbitraires. Cette approche a été étendue au Premier Ordre dans [50] : on notera qu'une difficulté majeure de cette extension tient au fait que le programme peut croître indéfiniment lors d'une boucle de calcul. Néanmoins, nous avons montré aussi pour le Premier Ordre l'équivalence (correction et complétude) entre procédure de preuve, sémantique point-fixe, et complétion modale.

### 3.1.2 Programmation Logique avec conditionnels et mécanismes de révision

L'étude des interactions entre le raisonnement non-monotone et le raisonnement hypothétique m'a conduit à définir un langage de programmation logique basé sur les conditionnels, permettant des mises à jour hypothétiques en présence de contraintes d'intégrité. Baptisé CondLP, ce langage incorpore un mécanisme de révision des croyances qui permet de maintenir la consistance de la base de connaissance. Introduit dans [28] puis développé dans [29], il est adapté à de nombreux type de raisonnements : contrefactuels, raisonnement hypothétique et non-monotone (plus spécifiquement, défauts/héritage avec exceptions, et abduction), raisonnement sur le changement. CondLP a bénéficié d'un support européen dans le cadre des Projets ESPRIT BRA Medlar I et II, en collaboration avec l'Imperial College de Londres.

Dans une certaine mesure, CondLP peut être vu comme une généralisation de NProlog avec NPE. Il permet l'expression de contraintes d'intégrité de la forme

$G \rightarrow \perp$  (dont la signification est que  $G$  doit produire un échec). Par conséquent, l'ajout de nouvelles informations à la base de connaissance peut générer une inconsistance. Lorsque cela arrive, certaines règles de la base de connaissances sont retirées (ce retrait n'étant relatif qu'au calcul d'un but) : en d'autres termes, une requête telle que  $P \vdash A \Rightarrow G$  est interprétée comme  $G$  est un succès dans le programme  $P$  révisé par  $A$ . Le traitement de l'inconsistance nous amène à distinguer dans la base de connaissance une partie dite *protégée* ou permanente, qui ne peut être retirée, et une partie révisable. La partie révisable est constituée de formules atomiques sur lesquelles la définition d'un ordre préférentiel permet le contrôle du processus de révision. La politique de révision adoptée ici est de donner la préférence aux informations les plus récentes. Les nouvelles informations (hypothétiquement) ajoutées au programme, le sont avec la priorité la plus élevée, de telle sorte que cette ajout représente donc une mise à jour (hypothétique) du programme.

J'ai développé pour ce langage une procédure de preuve dirigée par les buts ainsi qu'une caractérisation logique reposant sur une sémantique abductive. J'ai aussi étudié la relation de ce langage avec la logique des conditionnels (précisément la logique **CK+ID**, cf. le paragraphe 3.2.4). Dans [30], je définis la construction d'une complétion tri-valuée au sein d'une logique conditionnelle. Enfin, dans [31], je propose une extension du langage reposant sur une procédure de preuve abductive permettant le traitement multiple et alternatif de la révision de la base de connaissances.

## 3.2 Déduction automatique pour les Logiques Non-classiques

### 3.2.1 Méthodes de preuve pour le raisonnement non-monotone

Une logique est dite *non-monotone* si les conséquences déduites d'un ensemble  $T$  de formules ne sont pas forcément aussi les conséquences d'un ensemble plus grand que  $T$ . Intuitivement, une logique non-monotone permet d'inférer des formules à partir d'hypothèses "plausibles" ou "normales"—appelées aussi littéralement hypothèses *défaisables*— qui peuvent être invalidées par l'arrivée de nouvelles informations. La notion d'inférence non-monotone pénètre l'informatique et y occupe une place importante. Elle apparaît naturellement tant en Représentation des Connaissances et en Raisonnement de Sens Commun [69, 66, 68], qu'au sein des langages de programmation modernes (Héritage et surcharge pour les langages orientés objets, sémantique de la négation en programmation logique), ou encore des bases de données (par exemple la modélisation des valeurs par défaut d'une base de données est une des motivations initiales de la Logique des Défauts de Reiter). Les aspects sémantiques, calculatoires et algorithmiques du raisonnement non-monotone ont été largement étudiés pendant presque 30 années de recherches. Néanmoins, du point de vue de la théorie de la preuve, les progrès ont été plus lents. Les premières approches dans cette voie comprennent essentiellement les travaux fondamentaux de Gabbay [27] Makinson [67], et Kraus, Lehmann and Magidor [60]. Ces travaux, toutefois, se concentrent sur les propriétés générales de l'inférence non-monotone plutôt que

sur un formalisme spécifique. En particulier, aucune axiomatisation d'une forme quelconque de raisonnement défaisable n'est proposée.

Ma première contribution dans ce domaine [86] est représentée par la formulation d'une méthode de tableaux et d'un calcul de séquents pour la circonscription. Alors que l'applicabilité d'une méthode sémantique comme les tableaux dans le cadre de la circonscription n'est *a priori* pas surprenante, la mise en place d'un calcul de séquents est plus inattendu. Le calcul en question est composé à la fois de règles classiques, et de règles pour des séquents de la forme  $\Gamma \triangleright A$  prévus pour formaliser directement la notion  $A$  est valide dans tous les *modèles minimaux* de  $\Gamma$ . Le calcul comporte aussi une forme spéciale de séquents pour  $\triangleright$ , non fondés classiquement.

Plus récemment, j'ai étudié (en collaboration avec P.A. Bonatti) [7, 8, 9] un cadre théorique général de preuve pour les logiques non-monotones. Notre travail fournit une représentation uniforme pour la plupart des grands formalismes non-monotones, sous la forme d'un calcul analytique de séquents. Nous avons appliqué en particulier notre approche à la Circonscription de McCarthy, la Logique des Défauts de Reiter, et la Logique Autoépistémique de Moore.

Les calculs de séquents correspondants donnent une représentation de chacun de ces formalismes non-monotones en termes de règles déductives. Il s'agit d'un mode de représentation purement déclaratif, qui offre une alternative aux constructions semi-procédurales impliquant généralement l'emploi de la clôture déductive et d'opérateurs point-fixes spécialisés pour les défauts (la notion d'extension) et pour la logique autoépistémique (la notion d'expansion). Ces calculs de séquents n'en sont pas moins indépendants en termes de recherches de stratégies ou de détails d'implémentation. Ceci facilite la compréhension des logiques non-monotones couvertes et fournit un cadre unificateur dans lequel, au contraire, différentes stratégies de preuve et heuristiques peuvent être étudiées et comparées. De ce point de vue, nous avons montré que notre calcul de séquent pour la circonscription permet une simulation polynômiale de la méthode de tableaux de Niemelä [83], une des méthodes de calcul les plus efficaces pour ce type de raisonnement non-monotone.

Les calculs de séquents proposés sont analytiques et finis, produisant donc une procédure de décision. Ils comportent une *méthode de rejet axiomatique* (lui-même sous la forme d'un calcul de séquent). Par l'emploi de cette méthode de rejet, une description détaillée de tous les aspects de la déduction non-monotone est obtenue; une telle description a par exemple été employée pour déterminer des limites de complexité basée sur la taille de la dérivation [21, 22]. Enfin, nos calculs de séquents font un emploi essentiel d'*hypothèses de prouvabilité*, qui peuvent tout aussi bien être utilisées comme faits, que réfutées au moyen de la méthode de rejet. Ce dispositif technique conduit à des calculs compacts, utilisables aussi dans le cas l'inférence sceptique (lorsqu'on vérifie ce qui est vérifié dans toute extension/expansion).

### 3.2.2 Méthodes de preuve dirigées par les buts

Un atout de la programmation logique est de fournir un mécanisme efficace de recherche de preuve lorsqu'une quantité importante de données prend part à la déduction. C'est par exemple le cas des bases de données déductives, pour lesquelles l'utilisateur interroge généralement une base de données importante de règles et de faits. Notons que le mécanisme de déduction à l'oeuvre dans ce cas n'est pas celui utilisé en démonstration automatique : il ne s'agit pas ici d'avoir un dispositif permettant la preuve efficace d'un théorème plus ou moins compliqué, mais plutôt de disposer d'un mécanisme permettant de cerner un sous-ensemble de la base de données pertinent au regard de l'évaluation d'une requête. La raison pour laquelle la programmation logique est effectivement adaptée à ce type d'application est qu'elle réalise une déduction orientée par le but, c'est-à-dire que le processus de recherche de preuve est conduit par et à partir du but. Bien que programmation logique repose sur la logique classique (le fragment des clauses de Horn), le modèle déductif utilisé est éloigné du modèle classique.

Dans les systèmes orientés par les buts (ou “orienté buts” pour parler simplement), le processus de déduction se décrit de la façon suivante : on dispose d'une collection structurée de formules  $\Delta$  (appelée base de données), et d'une formule  $A$  vue comme un but ; il s'agit alors de savoir si  $\Delta \vdash A$ , autrement dit de savoir si  $A$  est dérivable à partir de  $\Delta$  au sein d'une logique spécifique  $\mathcal{L}$ , quelque soit par ailleurs la notion de conséquence logique sous-jacente. La déduction est dite *orientée par le but* en ce sens que toutes les étapes de la preuve sont déterminées par le but : le but est décomposé en étapes en adéquation avec sa structure logique, jusqu'à atteindre ses composants atomiques. Un but atomique  $q$  coïncide éventuellement avec une “tête” de règle  $G' \rightarrow q$  de la base de données (ou aboutit à un échec dans le cas contraire) et dans ce cas une nouvelle requête est lancée sur le corps  $G'$  de cette règle. Ce mécanisme peut être vu tant comme une étape de résolution, que comme une forme généralisée de *Modus Tollens*.

Dans une large mesure, la notion “orienté buts” coïncide avec la notion de Preuve Uniforme proposée comme concept fondateur des extensions de la programmation logique par Miller et d'autres auteurs [81, 57].

Dans ma thèse de doctorat (sous la direction de D. Gabbay), j'ai débuté un programme de recherche visant une expression de type “orienté buts” uniforme des familles de logiques non-monotones les plus importantes. Le cadre unificateur est donné par le fait qu'un nombre réduit de règles est commun à toutes les logiques. Chacun des systèmes logiques spécifiques est donc déterminé par la possibilité de fixer certains *paramètres* des règles déductives.

Afin de capturer plusieurs familles de logiques dans un cadre uniforme (et obtenir aussi des mécanismes de preuve efficaces), j'ai raffiné le modèle “orienté buts” de diverses manières : (1) en posant des contraintes/étiquettes sur les règles d'une base de données de façon à restreindre les règles en mesure d'assurer le succès d'un but atomique ; (2) en ajoutant des mécanismes permettant d'assurer la terminaison d'un programme, par exemple par le contrôle de boucles, ou par la “diminution des ressources” c'est-à-dire l'effacement des règles déjà

utilisées pour assurer le succès d'un but ; (3) en permettant la réinterrogation de buts déjà utilisés dans la déduction à l'aide de *règles de redémarrage*. Le point de départ de ce travail se trouve dans l'étude des logiques intuitionnistes et classiques. Le cas intuitionniste ne représente rien de plus qu'une variante de NProlog. J'ai pu définir des méthodes de preuve "orienté buts" pour plusieurs familles (ou fragments) de logiques non-classiques telles que les logiques modales, les logiques intermédiaires (intermediate logics), et les logiques sous-structurelles (substructural logics). Les méthodes de preuve "orienté buts" apparaissent particulièrement efficaces pour la recherche automatique de preuve. En outre, elles ne fournissent pas seulement une représentation uniforme, mais aussi une représentation fortement analytique de chacun de ces systèmes logiques. Ce mode de représentation peut donc servir de base à l'étude de propriétés calculatoires telles que l'élimination de la coupure, l'interpolation, les limites sur la longueur des preuves. Par exemple, dans [35], j'ai utilisé une méthode "orienté buts" pour obtenir des résultats d'interpolation pour certaines logiques modales et sous-structurelles. J'ai récemment appliqué la même méthodologie dans le domaine des logiques floues et multivaluées (cf. paragraphe suivant).

### 3.2.3 Dédution automatique dans les logiques multivaluées et les logiques floues

Les logiques multi-valuées ont de nombreuses applications dans une grande variété de domaines de l'informatique théorique, tels que la Représentation des Connaissances, le Raisonnement Approximatif, la Vérification de Circuits, et la Théorie de la Décision. Les logiques à infinité de valeurs sont fondamentalement à la base des Logiques Floues, vues comme comme les logiques des t-normes continues dans un intervalle réel, et en tant que telles jouent un rôle central dans tous les domaines du calcul flou. Les logiques de Łukasiewicz, de Gödel, et la logique produit, y occupent une place prépondérante, puisque toute t-norme continue peut être définie par la combinaison des trois t-normes qui caractérisent ces systèmes logiques.

Un travail considérable a été réalisé sur l'axiomatisation et les propriétés algébriques de ces logiques (cf. par exemple [53]). En revanche, la connaissance de systèmes de preuves pour ces systèmes est nettement moins avancée. L'étude de techniques de preuve efficaces pour les logiques multi-valuées est non seulement important d'un point de vue théorique, mais représente de plus une étape clé dans le développement de toutes les applications requérant une forme de raisonnement artificiel.

Mon intérêt dans ce domaine s'est porté sur le développement de techniques analytiques de preuve de type séquent et tableaux. L'intérêt de ce type de techniques, en particulier le calcul des séquents, est évident : à l'opposé des méthodes basées sur la seule réduction directe de la notion de validité logique à un problème calculatoire, elles organisent la compréhension (les règles analytiques sont des règles de décomposition pas à pas), et peuvent aussi servir de base à des techniques de démonstration automatique efficaces. Enfin, elles ont un intérêt non négligeable dans la comparaison avec d'autres logiques munies

d'un calcul constitué de règles de même format.

Toutefois mes premiers travaux n'ont pas porté sur les systèmes analytiques de preuve. Dans [82], j'ai étudié (en collaboration avec D. Mundici) un ensemble de méthode de résolution pour la logique de Łukasiewicz avec infinité de valeurs  $\mathbf{L}$ . Nous avons développé une méthode de résolution spécifique pour une classe de formules qui se définissent naturellement à l'aide de fonctions de McNaughton. Le point de départ de cette étude a porté en premier lieu sur la définition des notions de clauses et de littéral positif, avant de définir une fonction croissante de McNaughton à une variable. Nous avons aussi caractérisé des sous-classes de la théorie clausale pour lesquelles il existe une procédure de décision polynômiale. Ces classes sont analogues aux classes de Horn et aux classes de Krom usuelles.

Par la suite (en collaboration avec A. Ciabattoni and D. Gabbay), je me suis attaqué à l'étude de l'utilisation de méthodes analytiques de preuves pour l'ensemble des logiques multi-valuées. Ainsi, j'ai décrit dans [12] plusieurs calculs pour plusieurs logiques multi-valuées, à un nombre fini et infini de valeurs. Ces calculs reposent sur la notion d'*hyperséquent*, une généralisation proposée par Avron dans le cadre de la constitution d'une théorie de la preuve pour plusieurs logiques non-classiques (parmi lesquelles la logique de Gödel). Les hyperséquents apparaissent comme une généralisation des séquents usuels de Gentzen à un multi-ensemble de séquents :

$$\Gamma_1 \vdash \Delta_1 \mid \dots \mid \Gamma_n \vdash \Delta_n$$

interprété disjonctivement. Chaque  $\Gamma_i \vdash \Delta_i$  est appelé composant. Le fait d'avoir des règles opérant sur plus d'un séquent permet au calcul en terme d'hyperséquents un degré d'expressivité supplémentaire, qui le rend particulièrement adapté à description de logiques comportant des axiomes disjonctifs tels par exemple la prélinéarité  $(A \rightarrow B) \vee (B \rightarrow A)$ .

Ce travail met en relief et exploite les connections existantes entre les logiques multi-valuées, les logiques intermédiaires (intermediate logics), et les logiques sous-structurelles (substructural logics). Poursuivant dans cette direction, j'ai proposé dans [89] une méthode de tableaux pour  $\mathbf{L}$  à partir de la sémantique de Kripke proposée pour cette logique indépendamment par Urquhart et Dana Scott. Cette méthode pourvoit  $\mathbf{L}$  d'une procédure de décision (de complexité CoNP) qui permet de ramener de façon efficace la vérification de la validité à un ensemble de programmes linéaires ([52]). Par ailleurs, et dans le cadre de ces recherches sur les logiques multi-valuées, j'ai assuré (en collaboration avec D. Mundici) la promotion et la coordination d'un projet bilatéral mené avec M. Baaz et C. Fermüller de l'Université Technique de Vienne.

Une étape suivante m'a mené au développement de plusieurs calculs hyperséquents pour trois logiques floues fondamentales ( $\mathbf{L}$ , Gödel, et la logique produit). La nouveauté de ces calculs est qu'ils revêtent un caractère purement logique, en ce sens qu'il ne reposent à aucun moment sur une quelconque procédure extérieure (calcul ou réduction) telle que par exemple la programmation linéaire. Cette recherche a été menée en collaboration avec G. Metcalfe et D. Gabbay [73, 77, 76]. Pour  $\mathbf{L}$  et la logique produit, c'est grâce au fait que

ces logiques peuvent être traduites comme fragments de la logique abélienne  $A$  que nous avons été capables d’en donner une expression purement logique. La logique abélienne  $A$  est la logique des groupes abéliens, et a été introduite indépendamment par Meyer et Slaney [80] dans le cadre des logiques de la ”relevance” (terme consacré bien qu’une dénomination plus exacte serait sans doute donnée par ”pertinence”). La logique  $A$  a une sémantique simple : l’arithmétique usuelle des nombres entiers. Nous avons d’abord élaboré un calcul pour  $A$  et, exploitant l’inclusion de  $\mathbf{L}$  et de la logique produit dans  $A$ , nous avons dérivé les calculs correspondants pour ces logiques.

Plusieurs versions de ces calculs ont été élaborées, le point de départ étant systématiquement un calcul hyperséquent muni de règles simples et intuitives. Malgré tout le calcul de base est inefficace pour plusieurs raisons : (i) la longueur des hyperséquents peut croître exponentiellement car certaines des règles dupliquent des composants, (ii) le calcul peut ne pas se terminer. Cela nous a conduit à la mise en place de plusieurs raffinements permettant d’éviter l’explosion combinatoire et d’assurer la terminaison. Par exemple, les calculs hyperséquents bénéficient d’une reformulation sous la forme de calculs de séquents ordinaires avec étiquettes booléennes : l’avantage est que les différents composants d’un hyperséquent peuvent être encodés en un seul, ce qui permet de contourner l’explosion combinatoire sur la longueur d’un hyperséquent. Ces calculs étiquetés donnent des procédures de décision CoNP pour des logiques apparentées, exploitant aussi dans ce cas une réduction sous forme de programmes linéaires. Plus récemment [74, 75, 79, 72], nous avons étudié l’applicabilité du paradigme ”orienté but” au cadre des logiques multi-valuées. Dans cet ordre d’idées, nous avons proposé des méthodes de preuve ”orientées but” tant pour la logique de Gödel que pour celle de  $\mathbf{L}$ . Les calculs correspondants ont été obtenus en raffinant les calculs de base hyperséquents pour ces logiques respectives. Là encore, un certain nombre de raffinements sur les méthodes brutes permettent d’éviter l’explosion combinatoire et d’assurer la terminaison. Ces calculs trouvent leur adaptation au cas de la multi-valuation d’ordre fini.

### 3.2.4 Méthodes de preuve pour les logiques des conditionnels

Les logiques des conditionnels ont été introduites dans les années 60 par Stalnaker, Lewis et Chellas [64, 84, 11, 101] et bénéficient d’un regain d’intérêt particulier en Intelligence Artificielle. La raison en est que ces logiques établissent un cadre formel pour le raisonnement hypothétique, qui représente un paradigme central dans bien des domaines couverts par l’Intelligence Artificielle, qu’il s’agisse de représentation des connaissances, de raisonnement non-monotone, des théories d’actions, de planification, ou d’analyse du langage naturel.

Par exemple, les logiques des conditionnels ont été utilisées en représentation des connaissances pour représenter et raisonner sur les propriétés prototypiques [39]. Elles fournissent aussi un fondement axiomatique du raisonnement non-monotone [60], dans la mesure où toutes les formes d’inférences étudiées dans le cadre des logiques non-monotones apparaissent comme des cas particuliers d’axiomes conditionnels [15]. L’inférence causale, qui trouve un champs d’appli-

cation important dans les théories d’actions et en planification [99], est modélisée par des logiques des conditionnels. Nous les avons nous-même utilisées pour la modélisation de la programmation logique conditionnelle (cf. le paragraphe 3.1.2). Elles ont aussi été utilisées pour modéliser la mise à jour des bases de connaissances et des bases de données [51], et la révision (cf. le paragraphe 3.3). Enfin, elles trouvent un champs d’applications évident dans la sémantique du langage naturel, en particulier dans le traitement des phrases hypothétiques et contrefactuelles (cas particulier des conditionnels dont la prémisse est tenue pour fausse) [84]. En dépit du rôle important qui leur est attribué dans tous ces domaines, très peu de systèmes de preuves ont été développés pour les logiques des conditionnels ([61, 14, 2]). Une des raisons en est peut-être l’absence d’une sémantique acceptée par tous pour ces logiques. Tout comme les logiques modales les logiques des conditionnels peuvent-être décrites en termes de mondes possibles. L’intuition est alors que le conditionnel  $A \Rightarrow B$  est vrai dans un monde  $w$  ssi  $B$  est vraie dans tous les  $A$ -mondes les plus *ressemblants/préférés/proches* de  $w$ . Il y a en fait deux manières de capturer cette idée au sein d’une sémantique formelle :

- Les sémantiques préférentielles : les mondes sont assortis d’une relation de préférence qui permet leur comparaison (en termes de ressemblance/proximité).
- Les sémantiques reposant sur l’emploi de fonctions de sélection : les modèles sont assortis d’une fonction qui, à partir de la formule  $A$  et du monde  $w$ , sélectionne l’ensemble de mondes le plus similaire/proche de  $w$ .

Les sémantiques préférentielles sont liées à la *sémantique des sphères* [64]. Elles sont en outre fortement liées aux sémantiques préférentielles des logiques non-monotones, desquelles elles peuvent être perçues comme une généralisation sous certaines conditions (ce qu’on appelle le *Limit Assumption*). Par ailleurs, Les sémantiques à base de fonctions de sélection représentent l’approche la plus générale, et sont adaptées à la description de tous les systèmes. J’ai défini (en collaboration avec C. Schwind et G.Pozzato) des systèmes analytiques de preuve sous la forme de calculs de séquents étiquetés pour la logique des conditionnels normale minimale CK et certaines de ses extensions, basées sur la sémantique des fonctions de sélection [93], [92]. Nous avons entrepris une analyse de la complexité de ces logiques, en montrant à l’aide d’arguments purement issus de la théorie de la preuve, et basés sur l’élimination de la contraction, qu’il est possible d’obtenir des limites de décidabilité et de complexité pour **CK** et ses extensions. Ces résultats ont servi de support théorique à la réalisation du premier démonstrateur connu pour ces logiques [90], [95].

Dans le cadre de travaux suivants menés avec L. Giordano, V. Gliozzi, et C. Schwind, j’ai directement formulé des calculs pour les logiques des conditionnels reposant sur une sémantique préférentielle, à partir d’un langage hybride comprenant des pseudo-modalités indexées par les mondes. Les résultat obtenus donnent une procédure de décision pour la logique **CE** et certain extensions [48], [49].

Plus récemment, l’étude des méthodes de preuve pour les logiques des conditionnels nous a permis d’obtenir des calculs de tableaux pour toutes les logiques non-monotones de Kraus, Lehmann, et Magidor [60] (cumulative, loop-

cumulative, preferential et rational) [45, 46, 47]. Nous avons réalisé un démonstrateur (il s'agit du premier connu) pour ces logiques [91].

### 3.3 Révision des croyances

Dans les quinze dernières années, de nombreux auteurs ont abordé la question de la correspondance entre changement des croyances (belief change) et logiques des conditionnels [38, 51, 63, 98, 65, 25].

Le changement des croyances recouvre l'étude et la formalisation de la capacité, essentielle, qu'a un agent de faire évoluer ses croyances face à de nouvelles informations. Le changement des croyances a fait l'objet de très nombreux travaux au cours des vingt dernières années.

[1, 38, 17, 62, 58] sont certaines des théories portant sur le changement des croyances qui ont été proposées parmi d'autres. Le point de départ de l'ensemble de ces travaux se trouve dans l'étude fondatrice réalisée par Alchourrón, Gärdenfors et Makinson dans les années 80, étude qui définit un ensemble de postulats de base pour la révision des croyances, universellement connus depuis comme la théorie AGM. Par la suite, d'autres propositions ont été faites qui développent ou modifient sensiblement les postulats AGM d'origine ([17], [62], [58]). Étant donnée une représentation de l'état des croyances d'un agent, les différentes approches établissent les propriétés d'un opérateur de changement des croyances défini comme une application qui associe à cet état un nouvel état préservant la consistance de l'agent.

La possibilité d'établir une correspondance entre la logique des conditionnels et la théorie du changement des croyances est intéressante à plus d'un titre. Du point de vue du changement des croyances, une telle correspondance doit permettre la constitution d'un outil formel d'étude des propriétés de ce changement proprement dit. En effet, la logique des conditionnels permet de représenter et de raisonner sur le changement de croyances dans le même langage que celui dans lequel sont exprimées les croyances. La logique des conditionnels est ainsi utilisée pour l'étude des propriétés des opérateurs de changement.

Du point de vue du raisonnement conditionnel, la construction d'une telle correspondance peut permettre la constitution d'une sémantique des formules conditionnelles en termes de changement des croyances, formalisant de cette façon une proposition du philosophe F. P. Ramsey. Dans [97], Ramsey propose le critère de décision suivant pour l'acceptation de la phrase conditionnelle "si  $A$  alors  $B$ " : tenter l'ajout de la prémisse  $A$  au stock de croyances en le modifiant aussi peu que possible pour pouvoir maintenir la consistance, et vérifier que  $B$  en est une conséquence ; si c'est le cas, accepter le conditionnel comme valide, sinon le rejeter.

Une première proposition de formalisation d'une telle correspondance entre conditionnels et croyances a été réalisée par Gärdenfors dans [38]. Cette approche, connue comme "test de Ramsey" se formule comme suit :

**RT** :  $A \Rightarrow B \in K$  si et seulement si  $B \in K * A$ ,

où  $\Rightarrow$  est un opérateur conditionnel,  $K$  un ensemble de croyances (autrement

dit, un ensemble déductivement clos de formules), et  $*$  désigne l'opérateur de révision des croyances.

Malheureusement, il a été montré par Gärdenfors lui-même que cette approche conduit à un résultat trivial dans la mesure où il n'existe en fait aucun système de révision significatif compatible avec le test de Ramsey. L'analyse faite par Gärdenfors montre que ce résultat négatif est du à un conflit entre la non-monotonie du test de Ramsey et le principe du changement minimal caractérisant la révision.

Le résultat négatif de Gärdenfors a suscité un large débat et la publications de nombreux articles tentant de réconcilier les deux approches, révision des croyances d'un côté et logiques des conditionnels de l'autre. Les différentes propositions tentant un tel rapprochement peuvent globalement être rangées dans trois catégories : pour certains auteurs, le test de Ramsey lie simplement les conditionnels à un autre type de changement des croyances, en l'occurrence la *mise à jour* [51]. D'autres auteurs suggèrent de contourner le résultat trivial par l'ajout de conditions préalables au test de Ramsey [98, 65]. Certains auteurs enfin proposent d'exclure les formules conditionnelles des ensembles de croyance, leur attribuant un statut épistémique différent [63].

J'ai abordé l'étude de cette question en collaboration avec L. Giordano et V. Gliozzi. Dans [40], nous avons proposé de sortir de l'impasse que représente le résultat négatif de Gärdenfors en énonçant un critère d'acceptabilité des conditionnels plus faible que celui mis en oeuvre par le test de Ramsey. Ce critère peut être intuitivement compris de la manière suivante :

$$B \in K * A \text{ iff } A \Rightarrow B \in Th_{BC}(K)$$

où  $Th_{BC}(K)$  est une théorie dans une logique conditionnelle  $BC$ , définie de façon *ad hoc*. Le fait que la théorie  $Th_{BC}(K)$  dépend de façon non-monotone de  $K$  fait que le résultat négatif de Gärdenfors ne s'applique plus. De plus, nous établissons une correspondance entre systèmes de révision et la logique des conditionnels  $BC$  qui montre comment tout système de révision détermine une  $BC$ -structure, et comment toute  $BC$ -structure définit *a contrario* un système de révision.

Cette correspondance est étendue à la *révision itérée* dans [41, 43] (cf. [17, 62, 3]). On s'accorde généralement sur le fait que les postulats AGM sont trop faibles pour capturer la révision itérée. Dans le cadre de la révision itérée, la façon dont une base de connaissances est modifiée ne dépend pas seulement d'une donnée isolée, mais de la séquence d'arrivée des nouvelles informations. En outre, la stratégie de révision elle-même peut changer en fonction de cette séquence. Lorsqu'on fait de la révision itérée, on considère que le premier objet d'intérêt est la notion d'*état épistémique* ; un état épistémique ne recouvre pas seulement les connaissances d'un agent, mais aussi un encodage de ses stratégies de révision [17]. Dans nos travaux sur le sujet, nous avons introduit une logique des conditionnels  $IBC$ . Il s'agit d'une extension de la logique  $BC$ , qui permet de faire de la révision itérée, en proposant une représentation naturelle de la notion d'état épistémique. Il est notable que les états épistémiques définis au sein d' $IBC$  ne sont pas introduits en tant qu'objets sémantiques nouveaux,

comme cela est fait par exemple par Friedman et Halpern dans [25], mais sont simplement des classes d'équivalence de mondes de toute *IBC*-structure.

Plus récemment, nous avons montré dans [44] comment résoudre le problème de trivialité et trouver une correspondance stricte avec la logique des conditionnels, en affaiblissant comme il faut les postulats AGM. En l'occurrence, l'idée est de ne pas imposer aux formules conditionnelles introduites dans l'ensemble de croyances par le test de Ramsey d'être assujeties aux règles qui gouvernent la révision des croyances non-conditionnelles. Nous montrons ainsi que le résultat de trivialité est évité si l'on pose certaines restrictions sur l'application du principe de changement minimum. La reformulation affaiblie des postulats AGM ainsi obtenue a aussi une motivation intuitive : acquérir de nouvelles informations peut modifier nos attentes et les jugements plausibles sur le monde. Ainsi, même si elle est consistante, une nouvelle information peut nous amener à modifier nos stratégies de révision et nos croyances conditionnelles. Ceci implique que le principe du changement minimum ne soit pas appliqué sur les stratégies de révision et les connaissances conditionnelles proprement dites.

La logique des conditionnels *BCR* qui résulte de l'affaiblissement des postulats AGM et d'une version par conséquent plus restrictive du test de Ramsey coïncide essentiellement avec le fragment "plat" (c'est-à-dire sans conditionnels imbriqués) de la logique *BC* décrite plus haut. Nous avons ici obtenu un théorème de représentation fort : il y a correspondance mutuelle entre les systèmes de révision décrits par les postulats AGM affaiblis et les modèles de *BCR*. Autrement dit, les formules valides de *BCR* sont exactement les formules valides dans tout système de révision. En ce sens, la logique *BCR* fournit bien une formalisation de la révision des croyances dans le langage de la logique des conditionnels.

## Références

- [1] C.E. Alchourrón, P. Gärdenfors, D. Makinson. On the logic of theory change : partial meet contraction and revision functions, *Journal of Symbolic Logic*, 50 :510–530, 1985.
- [2] A. Artosi, G. Governatori, and A. Rotolo. Labelled tableaux for non-monotonic reasoning : Cumulative consequence relations. *Journal of Logic and Computation*, 12, 2002.
- [3] S. Benferhat, K. Konieczny, O. Papini and R. Pino Perez. Iterated Revision by epistemic states : axioms, semantics and syntax, Proceedings of the 14th European Conference on Artificial Intelligence (ECAI 2000), Berlin, Germany, August 2000, pp. 13-17.
- [4] S. Benferhat, S. Lagrue and O. Papini. Revising partially ordered beliefs, Proceedings of the 9th Workshop on Non-monotonic Reasoning (NMR'2002), Toulouse, France, pp. 142-149. April 2002.
- [5] A. Bochman. A logical Theory of Nonmonotonic Inference and Belief Change, Springer, Berlin, 2001.
- [6] A. Bochman. A causal approach to nonmonotonic reasoning, *Artificial Intelligence*, 160 : 105-143, 2004.

- [7] P. A. Bonatti and N. Olivetti. A sequent calculus for skeptical default logic. In Proc. TABLEAUX'97, volume 1227 of LNAI, pages 107-121. Springer Verlag, 1997.
- [8] P. A. Bonatti and N. Olivetti. A sequent calculus for circumscription. In Proc. of CSL'97, Computer Science Logic, volume 1414 of LNCS, pages 98-114, 1998.
- [9] P. A. Bonatti and N. Olivetti. Sequent calculi for propositional nonmonotonic logics. ACM Transactions on Computational Logic, 3(2) :226-278, 2002.
- [10] A.J. Bonner. Hypothetical Datalog : Complexity and Expressibility, *in* Lecture Notes in Computer Science, Vol.326, pp.144-160.
- [11] B. F. Chellas. Basic Conditional logics, J. of Philosophical Logic, 4 :133-153,1975.
- [12] A.Ciabattoni, D. M. Gabbay, and N. Olivetti. Cut-free proof systems for logics of weak excluded middle. Soft Computing, 2(4) :147-156, 1998.
- [13] R. Cignoli, I. M.L. D'Ottaviano, and D. Mundici. Algebraic Foundations of Many-Valued Reasoning, volume 7 of Trends in Logic. Kluwer, Dordrecht, 1999.
- [14] G. Crocco and L. Fariñas del Cerro. Structure, Consequence relation and Logic, volume 4, pages 239-259, Oxford University Press, 1992.
- [15] G. Crocco and P. Lamarre. On the Connection between Non-Monotonic Inference Systems and Conditional Logics, In B. Nebel and E. Sandewall, editors, Principles of Knowledge Representation and Reasoning : Proceedings of the 3rd International Conference, pages 565-571, 1992.
- [16] C.V. Damasio and P. Pereira. Hybrid probabilistic logic programs as residuated logic programs. LNCS 1919 :57-72,2000.
- [17] A. Darwiche, J. Pearl. On the logic of iterated belief revision, Artificial Intelligence, 89 : 1-29, 1997.
- [18] D. Dubois, J. Lang, H. Prade. Towards Possibilistic Logic Programming. In Proceedings of ICLP, pages 581-595, 1991.
- [19] D. Dubois and H. Prade. An introduction to possibilistic and fuzzy logics. In G. Shafer and J. Pearl Eds. Readings in Uncertain Reasoning, Morgan Kaufmann, pp, 742-761, 1990.
- [20] P. M. Dung. Hypothetical Logic Programming with Negation as Failure, In Proc. 3rd Int. Workshop on Extensions of Logic Programming , pp.61-73. pp.144-160, 1992.
- [21] U. Egly, H. Tompits. Non-elementary speed-ups in default logic. In Proceedings ECSQARU-FAPR'97, LNAI 1244, pp. 237-251, 1997.
- [22] U. Egly, H. Tompits. Is Non-Monotonic Reasoning Always Harder ? In Proceedings of the Fourth International Conference on Logic Programming and Nonmonotonic Reasoning (LPNMR'97), LNAI 1265, pp. 60-75, Springer Verlag, 1997.
- [23] R. van Eijk, F.deBoer, W.van der Hoek, J.Meyer. Information-Passing and Belief Revision in Multi-Agent Systems, in Proc. of Workshop Agent Theories, Architectures, and Languages (ATAL 98), LNAI 1555, 1998.
- [24] N. Friedman and J. Halpern. On the complexity of conditional logics. In Principles of Knowledge Representation and Reasoning : Proceedings of the 4th International Conference, KR'94, pages 202-213, 1994.
- [25] N. Friedman, J.Y. Halpern, Conditional Logics of Belief Change, *in* Proceedings of the National Conference on Artificial Intelligence (AAAI 94) :915-921, 1994.

- [26] D. M. Gabbay. *N-Prolog Part 2. Journal of Logic Programming*, 251–283, 1985.
- [27] D. Gabbay. Theoretical foundations for non-monotonic reasoning in expert systems. In K.R. Apt (ed.) *Logics and Models of Concurrent Systems*. Springer-Verlag, Berlin, 1985.
- [28] D. M. Gabbay, L. Giordano, A. Martelli, and N. Olivetti. Conditional Logic Programming. In Proc. ICLP94, pages 272-289, Santa Margherita Ligure, 1994. MIT Press.
- [29] D. M. Gabbay, L. Giordano, A. Martelli, and N. Olivetti. Hypothetical updates, priority and inconsistency in a logic programming language. In Proc. 3rd Int. Conference on Logic Programming and Non-Monotonic Reasoning, volume 928 of LNCS, pages 203-216, Lexington, KY, USA, 1995. Springer-Verlag.
- [30] D. M. Gabbay, L. Giordano, A. Martelli, and N. Olivetti. A language for handling hypothetical updates and inconsistency. *J. of the Interest Group in Pure and Applied Logic*, 4(3) :385-416, 1996.
- [31] D. M. Gabbay, L. Giordano, A. Martelli, N. Olivetti, and M. L. Sapino. Conditional Reasoning in Logic Programming. *Journal of Logic Programming*, 44(1-3) :37-74, 2000.
- [32] D. M. Gabbay and N. Olivetti. Algorithmic proof methods and cut elimination for implicational logics - Part i, modal implication. *Studia Logica*, 61(2) :237-280, 1998.
- [33] D. M. Gabbay and N. Olivetti. Goal-Directed Proof-Theory. Applied Logic Series. Kluwer Academic Publisher, Dordrecht, 2000.
- [34] D. Gabbay and N. Olivetti. Goal oriented deductions. In D. Gabbay and F. Guenther, editors, *Handbook of Philosophical Logic*, volume 9, pages 199-285. Kluwer Academic Publishers, second edition, 2002.
- [35] D. Gabbay and N. Olivetti. Interpolation in Goal-directed Proof-Systems I. In Proc. of Logic Colloquium 2001 , (LC01). Association for Symbolic Logic, 2003. To appear.
- [36] L. Giordano and N. Olivetti. Negation as failure in intuitionistic logic programming. In Proc. Joint International Conference and Symposium on Logic Programming, pages 431-445, Washington, 1992. MIT Press.
- [37] D. M. Gabbay and U. Reyle. *N-Prolog : an Extension of Prolog with hypothetical implications*, I. *Journal of Logic Programming*, 4 :319–355, 1984.
- [38] P. Gärdenfors, *Knowledge in flux : modeling the dynamics of epistemic states*, MIT Press, Cambridge, Massachussets, 1988.
- [39] M. L. Ginsberg. Counterfactuals. *Artificial Intelligence*, 30(2) :35–79, 1986.
- [40] L. Giordano, V. Gliozzi, and N. Olivetti. A Conditional Logic for Belief Revision. In Proc. of the Sixth European Workshop on Logic in Artificial Intelligence, JELIA'98, volume 1489 of LNAI, pages 294-308, Dagstuhl, 1998.
- [41] L. Giordano, V. Gliozzi, and N. Olivetti. A Conditional Logic for Iterated Belief Revision. In Proc. ECAI 2000 - European Conference on Artificial Intelligence, pages 28-32. IOS Press, 2000.
- [42] L. Giordano, V. Gliozzi, and N. Olivetti. Belief Revision and The Ramsey Test : a solution. In Proc. AI\*IA 2001, Italian Conference on Artificial Intelligence, volume 2175 of LNAI, pages 165-180, Bari, Italy, 2001. Springer.

- [43] L. Giordano, V. Gliozzi, and N. Olivetti. Iterated Belief Revision and Conditional Logic. *Studia Logica*, 70(1) :23-47, 2002.
- [44] Giordano, G. Gliozzi, N. Olivetti. Weak AGM postulates and strong Ramsey test : a logical formalization. Accepted for publications in *Artificial Intelligence*, 2004.
- [45] L. Giordano, V. Gliozzi, N. Olivetti, G. L. Pozzato. Analytic tableaux for KLM preferential and cumulative logics. In : Proc. of the 12th Conf on Logic for Programming Artificial Intelligence and Reasoning (LPAR 2005), vol. 3835 of LNCS, pages 666-681, Springer, 2005.
- [46] L. Giordano, V. Gliozzi, N. Olivetti, G. Pozzato. Analytic Tableaux For KLM Preferential And Cumulative Logics. Submitted, 2006.
- [47] L. Giordano, V. Gliozzi, N. Olivetti, G. Pozzato. Automated Deduction for Logics of Default Reasoning : Analytic Tableau for KLM Rational Logic. Submitted, 2006.
- [48] L. Giordano, V. Giozzi, N. Olivetti, and C. Schwind. Tableau Calculi for Preference-Based Conditional Logics. In Proc. of TABLEAUX 2003 (Automated Reasoning with Analytic Tableaux and Related Methods), volume 2796 of LNAI, pages 81-101. Springer, 2003.
- [49] L. Giordano, V. Gliozzi, N. Olivetti, C. Schwind. Extensions of Tableau calculi for preference-based conditional logics. In : Proceedings of the fourth Workshop on Methods for Modalities (M4M 2005), Berlin, 2005.
- [50] L. Giordano and N. Olivetti. Combining Negation as Failure and Embedded Implications in Logic Programs. *Journal of Logic Programming*, 36(2) :91-147, 1998.
- [51] G. Grahne. Updates and Counterfactuals, *Journal of Logic and Computation*, 8(1) :87-117, 1998.
- [52] R. Hähnle. *Automated Deduction in Multiple-valued logic*, Oxford University Press, 1993.
- [53] P. Hajek, *Metamathematics of Fuzzy-logic*, Kluwer, Dordrecht, 1998.
- [54] A. Herzig, D. Longin. Belief Dynamics in Cooperative Dialogues, Proc. of Amsterdam Workshop on the Semantics and Pragmatics of Dialogue (AMSTELOGUE 99), 1999.
- [55] N. Friedman, J. Y. Halpern, and D. Koller First-order conditional logic for default reasoning revisited, *ACM Transactions on Computational Logic* 1(2) : 175-207, 2000.
- [56] J. Harland, Success and Failure for Hereditary Harrop Formulae, *J. Logic Programming* 17 :1-29 (1993).
- [57] J. Harland and D. Pym. The uniform proof-theoretic foundation of linear logic programming. In Proceedings of the 1991 International Logic Programming Symposium, San Diego, pp. 304-318, 1991.
- [58] H. Katsuno, A.O. Mendelzon. On the Difference between Updating a Knowledge Base and Revising it, In Proceedings of the Second International Conference on Principles of Knowledge Representation and Reasoning, 1991
- [59] F. Klawonn and R. Kruse. A Lukasiewicz logic based Prolog. *Mathware & Soft Computing*, 1(1) :5-29, 1994.

- [60] S. Kraus, D. Lehmann and M. Magidor. Nonmonotonic reasoning, preferential models and cumulative logics. *Artificial Intelligence*, 44(1) :167-207, (1990).
- [61] P. Lamarre. A tableaux prover for conditional logics. In *Principles of Knowledge Representation and Reasoning : Proceedings of the 4th International Conference, KR'94*, pages 572–580.
- [62] D. Lehmann, Belief revision revised, In *Proc. 14th International Joint Conference on Artificial Intelligence (IJCAI'95)*, pp. 1534–1540.
- [63] I. Levi, Iteration of Conditionals and the Ramsey Test, *Synthese*, 76 : 49-81, 1988.
- [64] D. Lewis, *Counterfactuals*, Basil Blackwell Ltd, 1973.
- [65] S. Lindström, W. Rabinowicz. The Ramsey Test revisited, In *Crocco, Fariñas del Cerro, Herzig (eds.) Conditionals from Philosophy to Computer Science*, Oxford University Press, 1995.
- [66] W. Lukasiewicz. *Non-Monotonic Reasoning*, Ellis Horwood Limited, Chichester, England, 1990.
- [67] D. Makinson. General theory of cumulative inference. In M. Reinfrank, J. De Kleer, M.L. Ginsberg and E. Sandewall (eds.) *Non-monotonic Reasoning*, LNAI 346, Springer-Verlag, Berlin, 1989, 1-18.
- [68] W. Marek, M. Truszczyński. *Nonmonotonic Logics – Context-Dependent Reasoning*. Springer, 1993.
- [69] J. McCarthy. Applications of circumscription in formalizing common sense knowledge. *Artificial Intelligence*, 28 :89–116, 1986.
- [70] L. T. McCarty. Clausal intuitionistic logic. I. Fixed-point semantics. *Journal of Logic Programming*, 5 : 1–31, 1988.
- [71] C. Meghini, F. Sebastiani, and U. Straccia A model of multimedia information retrieval. *Journal of the ACM*, 48 (5) : 909-970, 2001.
- [72] G. Metcalfe, N. Olivetti. Goal-Directed Methods for Fuzzy Logics. in : *Festschrift in honour of Dov Gabbay's 60th birthday*, Sergei Artemov, Howard Barringer, Luis Lamb and John Woods (eds.), vol. II, pp. 307-330, King's College Publications, 2005.
- [73] G. Metcalfe, N. Olivetti, and D. M. Gabbay. Analytic Sequent Calculi for Abelian and lukasiewicz Logics. In *Proc. of TABLEAUX 2002 (Automated Reasoning with Analytic Tableaux and Related Methods)*, volume 2381 of LNAI, pages 191-205. Springer, 2002.
- [74] G. Metcalfe, N. Olivetti, and D. M. Gabbay. Goal-Directed Calculi for Gdel-Dummett Logics. In *Proc. of CSL 2003 (Computer Science Logic)*, volume 2803 of LNCS, pages 413-426. Springer, 2003.
- [75] Metcalfe, N. Olivetti, and D. M. Gabbay, Goal-directed proof-methods for Lukasiewicz logic, In *Proc. of CSL 2004 (Computer Science Logic)*, volume 3210 of LNCS, Springer, pages 85-99, 2004.
- [76] G. Metcalfe, N. Olivetti and D. Gabbay. Analytic Calculi for Product Logics. *Archive for Mathematical Logic*, 43 : 859-889, 2004.
- [77] G. Metcalfe, N. Olivetti and D. Gabbay. Sequent and Hypersequent Calculi for Abelian and Lukasiewicz. *ACM Transactions on Computational Logic*, to appear, 2004.

- [78] G. Metcalfe, D. Gabbay, and N. Olivetti. Hypersequents and Fuzzy logic. RACSAM (Revista Real Academia de Ciencias, Espana) Serie A. Mat., A. Mat., 98(1) :113-126, 2004.
- [79] G. Metcalfe, N. Olivetti, D. Gabbay. Lukasiewicz Logic : From Proof Systems To Logic Programming. In : Logic Journal of IGPL, 13(5) : 561-585, 2005.
- [80] R.K. Meyer and J.K. Slaney, Abelian logic from A to Z, In Paraconsistent Logic, Essays on the Inconsistent, G. Priest, R. Sylvan, and J. Norman eds. Philosophia, Verlag, pp 245-288, 1989.
- [81] D. Miller, G. Nadathur, F. Pfenning and A. Scedrov. Uniform proofs as a foundation for logic programming. Annals of Pure and Applied Logic, 51 : 125–157, 1991.
- [82] D. Mundici and N. Olivetti. Resolution and model building in the infinite-valued calculus of lukasiewicz. Theoretical Computer Science, (200) :335-366, 1998.
- [83] I. Niemelä. Implementing circumscription using a tableau method. In Proc. of ECAI, John Wiley & Sons, Ltd., 1996.
- [84] D. Nute. Topics in Conditional Logic, Reidel, Dordrecht, 1980.
- [85] N. Olivetti. Circumscription and Closed World Assumption. Atti della Accademia delle Scienze di Torino, 123(Fasc. 5-6) :207-217, 1989 International Journals
- [86] N. Olivetti. Tableaux and Sequent Calculus for Minimal Entailment. J. of Automated Reasoning, 9 :99-139, 1992.
- [87] N. Olivetti. Algorithmic Proof Theory for non-classical and modal logics. PhD thesis, Dipartimento di Informatica, Università di Torino, 1995.
- [88] N. Olivetti. Tableaux for nonmonotonic logics. In M. D’Agostino et al., editor, Handbook of Tableau Methods. Kluwer Academic Publisher, 1999.
- [89] N. Olivetti. Tableaux for lukasiewicz infinite-valued logic. Studia Logica, 73(1) :81-111, 2003.
- [90] N. Olivetti and G. Pozzato. CondLean : A Theorem Prover for Conditional Logics. In Proc. of TABLEAUX 2003 (Automated Reasoning with Analytic Tableaux and Related Methods), volume 2796 of LNAI, pages 264-270. Springer, 2003.
- [91] N. Olivetti, G. Pozzato. KLMLean 1.0, a Theorem Prover for Logics of Default Reasoning. In : Proceedings of the fourth Workshop on Methods for Modalities (M4M 2005), Berlin, 2005.
- [92] N. Olivetti, G. Pozzato, C. Schwind. A Sequent Calculus and a Theorem Prover for Standard Conditional Logics. ACM Transaction on Computational Logic (TOCL), to appear 2006.
- [93] N. Olivetti and C. Schwind. A sequent calculus and a complexity bound for minimal conditional logic. In Proc. of Theoretical Computer Science, 7th Italian Conference, ICTCS’2001, LNCS 2202, pages 384-404, 2001.
- [94] N. Olivetti and L. Terracini. N-Prolog and Equivalence of Logic Programs. J. of Logic, Language and Information, 1(4) :253-340, 1992.
- [95] N. Olivetti, G. L. Pozzato. CondLean 3.0 : Improving CondLean for Stronger Conditional Logics. In : TABLEAUX ’05 : Automated Reasoning with Analytic Tableaux and Related Methods, vol. 3702 of LNCS, pages 328-33, Springer, 2005.
- [96] G.L Pozzato. Deduzione automatica per logiche condizionali : analisi e sviluppo di un theorem prover. Tesi di Laurea, Università di Torino, 2003.

- [97] F.P. Ramsey. In A. Mellor (editor), *Philosophical Papers*, Cambridge University Press, Cambridge, 1990.
- [98] H. Rott. Ifs, though and because, *Erkenntnis*, vol.25, pp.345-370.
- [99] C. B. Schwind, *Causality in Action Theories*. *Electronic Articles in Computer and Information Science*, Vol. 3 (1999), section A, pp. 27-50.
- [100] P. Siegel, L. Forget, V. Risch, *Preferential logics are X-Logics*, *Journal of Logic and Computation*, 11(1) : 71-83, 2001.
- [101] R. Stalnaker, *A Theory of Conditionals*, In N. Rescher (ed.), *Studies in Logical Theory*, *American Philosophical Quarterly*, Monograph Series no.2, Blackwell, Oxford : 98-112, 1968.
- [102] U. Straccia. *A Fuzzy Description Logic*. In *Proceedings of AAAI-98, 5th National Conference on Artificial Intelligence*, pages 594–599, Madison, Wisconsin, 1998.
- [103] V. S. Subrahmanian. *Intuitive semantics for quantitative rule sets*. In R. Kowalski and K. Bowen, editors, *Logic Programming, Proceedings of the Fifth International Conference and Symposium*, pp 1036-1053, 1988.
- [104] C. Tresp and R Molitor : *A Description Logic for Vague Knowledge*. *Proceedings of ECAI98*, pages 361-365, 1998.
- [105] P. Vojtás. *Fuzzy logic programming*. *Fuzzy Sets and Systems*, 124 :361-370, 2001.