

10<sup>e</sup> Colloque sur l'Optimisation et les Systèmes d'Information

# COSI 2013

09-11 juin 2013, CDTA, Alger, Algérie



# **Posters**























9-11 Juin 2013, Alger, Algérie Centre de Développement des Technologies Avancées (CDTA)

# Table des matières

Organisation	iii
Comité de Pilotage	iv
Comité de Programme	v
Posters	
Un algorithme de détermination des indices d'allocation dynamiques dans les problèmes d'ordonnancement stochastiques	1
Etude et Application dune Méthode d'Accélération des Contours Actifs Implicites	3
Le Nombre broadcast domination dans le graphe 2 section de l'hypergraphe des intervalles, d'un ordre d'intervalles, d'un treillis booléen et d'un poset sans N	5
Algorithmes biologiques pour la cryptanalyse du chiffrement Feistel	7
A Fully Dynamic Algorithm for Weakly Chordal Graphs	9
On the use of diversity for handling the plethoric answers problem Abid Boualem and Allel Hadjali	11
Détection collective d'intrusions dans les réseaux étendus	13
Towards Semantic Web Service Composition using Immune Algorithm Bekkouche Amina, Benslimane Sidi Mohamed, Hassaine Chafik and Merzoug Mohammed	15
Multi-criteria optimization for sensor placement problem: Tripartite graph approach	17
Exploitation des indicateurs spectraux pour la caractérisation de l'état physio hydrique de la végétation en utilisant des données AVHRR  Yagoub Houria, Belbachir Ahmed Hafid Ahmed Hafid and Benabadji Noureddine	19
L'indexation des images Mammaires par les Lois de Zipf	21

Formation de coalitions dans un établissement hospitalier en impliquant les systèmes multi-agents et la théorie des jeux	23
Hanane Ariouat, Hassina Nacer, Hachem Slimani and Lamine Amour	20
Conception of a Version Control System Approach Based by ECA Active Rules	25
Benhamed Siham, Hocine Soraya and Benhamamouch Djilali	20

# Organisation

Centre de Développement des Technologies Avancées (CDTA), Alger

### Président d'honneur

Brahim BOUZOUIA, Directeur du Centre de Développement des Technologies Avancées (CDTA), Alger

### Comité d'Organisation

#### Présidente

Samia Ourari, Centre de Développement des Technologies Avancées (CDTA), Alger

#### Vice-Présidents

Ali Abbassene, Centre de Développement des Technologies Avancées (CDTA), Alger Ali Mahdoum, Centre de Développement des Technologies Avancées (CDTA), Alger

#### Membres

Faroudja Abid, Centre de Développement des Technologies Avancées (CDTA), Alger Kahina Aissani, Centre de Développement des Technologies Avancées (CDTA), Alger Mourad Aoudar, Centre de Développement des Technologies Avancées (CDTA), Alger Nacer Benzaba, Centre de Développement des Technologies Avancées (CDTA), Alger Mabrouk Boumaraf, Centre de Développement des Technologies Avancées (CDTA), Alger Amar Badreddine Cherchali, Centre de Développement des Technologies Avancées (CDTA), Alger Oualid Djekoune, Centre de Développement des Technologies Avancées (CDTA), Alger Amel Derradji, Centre de Développement des Technologies Avancées (CDTA), Alger Mahdi Gaham, Centre de Développement des Technologies Avancées (CDTA), Alger Rafik Guerbas, Centre de Développement des Technologies Avancées (CDTA), Alger Salim Laroussi, Centre de Développement des Technologies Avancées (CDTA), Alger Moussa Merioua, Centre de Développement des Technologies Avancées (CDTA), Alger Faycel Mokrani, Centre de Développement des Technologies Avancées (CDTA), Alger Lamia Sekkai, Centre de Développement des Technologies Avancées (CDTA), Alger El-hadi Zouaoui, Centre de Développement des Technologies Avancées (CDTA), Alger

#### Publicité

Nacima Labadie, Université de Technologie de Troyes (France) Brahim Oukacha, Université Mouloud Mammeri de Tizi-Ouzou (Algérie)

# Comité de Pilotage

Mohamed Aidene, Université Mouloud Mammeri de Tizi-Ouzou, Algérie
Nacéra Benamrane, Université des Sciences et Technologie d'Oran, Algérie
Abdelhafidh Berrachedi, Université des Sciences et Technologie Houari Boumédienne, Alger, Algérie
Mohand-Saïd Hacid, Université de Lyon I, France
Lhouari Nourine, Université de Clermont-Ferrand II, France
Brahim Oukacha, Université de Tizi-Ouzou, Algérie
Jean Marc Petit, Insa de Lyon, France
Bachir Sadi, Université de Tizi-Ouzou, Algérie
Lakhdar Saïs, CRIL - CNRS, Université d'Artois, France
Hamid Séridi, Université de Guelma, Algérie

# Comité de Programme

### Président

Michel Habib, LIAFA, Université Paris 7 (France)

### Vice-Chairs

Méziane Aider, USTHB (Algérie)
Mourad Baiou, LIMOS (France)
Nacéra Benamrane, USTO (Algérie)
Hao Jin-Kao, Université d'Angers (France)
Frédéric Saubion, Université d'Angers (France)
Michel Schneider, ISIMA (France)
Hassina Seridi, Université Annaba (Algérie)
Djemel Ziou, Unversité de Sherbrooke (Canada)

Amine Abdelmalek, Université de Saida (Algérie)

### Membres

Mohamed Ahmed-Nacer, USTHB (Algérie) Rachid Ahmed-Ouamer, Université de Tizi-Ouzou (Algérie) Mohamed Aidene, Université de Tizi-Ouzou (Algérie) Hacène Ait Haddadene, USTHB Alger (Algérie) Otmane Ait Mohamed, Université Concordia (Canada) Hassan Ait-Kaci, Université Claude Bernard Lyon 1 Zaia Alimazighi, USTHB (Algérie) Chaoui Allaoua, Université Mentouri Constantine (Algérie) Lallouet Arnaud, Université de Caen (France) Nadjib Badache, CERIST (Algérie) Kamel Barkaoui, CNAM-Paris (France) Ladjel Bellatreche, ENSMA (France) Boualem Benatallah, UNSW (Australie) Salima Benbernou, Université Paris Descartes (France) Salem Benferhat, Université d'Artois, Lens (France) Belaid Benhamou, Université d'Aix-Marseille I (France)

Mohand Ouamer Bibi, Université de Béjaia (Algérie) Djamel Bouchaffra, CDTA (Algérie) Isma Bouchemakh, USTHB (Algérie) Mourad Boudhar, USTHB (Algérie) Mahmoud Boufaida, Université Mentouri Constantine (Algérie) Zizette Boufaida, Université Mentouri, Constantine (Algérie) Mohand Boughanem, IRIT, Toulouse (France) Kamel Boukhalfa, USTHB (Algérie) Amel Bouzeghoub, Telecom Sud, Paris (France) Mustapha Chellali, Université Saad Dahlab, Blida (Algérie) Laurent D'Orazio, Université Blaise Pascal, (France) Fedoua Didi, Abou Bekr Belkaid Tlemcen (Algérie) Nouredine Djedi, Université Biskra, (Algérie) Haytham Elghazel, Université Claude Bernard Lyon 1 (France)

Abdelhafid Berrachedi, USTHB Alger (Algérie)

Stéphane Bessy, Université Montpellier II (France)

Jean-Paul Gauthier, Université de Toulon Mohand Said

Hacid, Université Claude Bernard, (Lyon)

Allel Hadjali, ENSSAT, (Lannion)

Mamadou Kante, Université Blaise Pascal (France)

Okba Kazar, Université de Biskra (Algérie)

Tahar Kechadi, UCD (Irlande)

Zoubida Kedad, UVSQ (France)

Omar Kermia, CDTA (Algérie)

Hamamache Kheddouci, Université Claude Bernard Lyon 1 (France)

Nacima Labadie, Université de Technologie de Troyes (France)

Philippe Lacomme, Université Blaise Pascal (France)

Yacine Lafifi, Université de Guelma (Algérie)

Yahia Lebbah, Université D'Oran Es-Sénia (Algérie)

Alain Leger, France Télécom (France)

Mohamed Lehsaini, Université Abou Bekr Belkaid Tlemcen (Algérie)

Vincent Limouzy, Université Blaise Pascal (France)

Ali Mahdoum, CDTA (Algérie)

Ridha Mahjoub, Université Paris Dauphine (France)

Engelbert Mephu, Université Blaise Pascal (France)

Hayett Merouani, Université Badji Mokhtar, Annaba (Algérie)

Rokia Missaoui, Université de Quebec en Outaouais (Canada)

Lhouari Nourine, Université Blaise Pascal (France) Rachid Nourine, Université d'Oran Es-Sénia (Algérie)

Mohand Ouanes, Université Mouloud Mammeri de Tizi-

Ouzou (Algérie)

Brahim Oukacha, Université Mouloud Mammeri de Tizi-Ouzou (Algérie)

Samia Ourari, CDTA, Algérie Jean-Marc Petit, INSA de Lyon (France)

Fethi Rabhi, Université du New South Wales, Sydney (Australie)

Mohand Said Radjef, Université Abderrahmane Mira de Bejaia (Algérie)

Michael Rao, ENS Lyon (France)

André Raspaud, Universite Bordeaux I (France)

Djamal Rebaine, Université du Québec, Chicoutimi (Canada)

Bachir Sadi, Université Mouloud Mammeri de Tizi-Ouzou (Algérie)

Lakhdar Sais, Université d'Artois, Lens (France)

Yacine Sam, Université de Tours (Algérie)

Hamid Seridi, Université de Guelma (Algérie)

Yahya Slimani, Université Al Manar (Tunisie)

Pierre Spiteri, INP- Toulouse (France)

Yehia Taher, Tilburg University (Netherlands)

Abdelmalik Taleb-Ahmed, Université de Valenciennes (France)

Tatiana Tchemisova, University of Aveiro (Portugal)

Farouk Toumani, Université Blaise Pascal (France)

Ouerdane Wassila, Ecole Centrale Paris (France)

Farouk Yalaoui, Université de technologie de Troyes (France)

### Relecteurs externes

# $\mathbf{A}$ Aboura, Radia Aliane, Hassina Allili, Mohand Said Amir, Samir Aridhi, Sabeur Barki, Hichem Baudon, Olivier Bauer, Henri Beheshti, Seyed Mehdi Reza Boughaci, Dalila Bouker, Slim Boukhris, Imen Boutemedjet, Sabri Chakroun, Chedlia Fertin, Guillaume Fournier-Viger, Philippe Frihi, Ibtissem Gerard, Fleury Hao, Jin-Kao Hicham, Reguieg Hore, Alain Jean, Stephane Jenhani, Ilyes Khalissa, Derbal Amieur Khelifati, Si Larabi Ladjal, Hamid Lagares, Angel Lakhdar, Akroun Loiseau, Yannick $\mathbf{M}$ Melouah, Ahlem Mohamad, Baraa Mounir, Hemam Niang, Cheikh Nourine, Rachid Ostrowski, Richard Ouhammou, Yassine

 $\mathbf{R}$ 

Rossit, Julien Ryu, Seung

 $\mathbf{S}$ 

Sebahi, Samir

Sedki, Karima

Stéphan, Igor

 $\mathbf{T}$ 

Toto, Toto

Tsopze, Norbert

 $\mathbf{W}$ 

Wendling, Laurent

Y

Younes, Djaghloul

# Posters

### Un algorithme de détermination des indices d'allocation dynamiques dans les problèmes d'ordonnancement stochastiques

Ali Derbala<sup>1)</sup>, Abdesselem Kali<sup>2)</sup>

<sup>1)</sup> Laboratoire LAMDA-RO, Université Saad Dahlab de Blida
BP 270, Route de Soumaa, BLIDA, ALGERIE. Tel et Fax: (+) 213-25-43-36-42,

<u>aliderbala@univ-blida.dz</u>

<sup>2)</sup> Centre universitaire de Khemis-Miliana, Algérie.

Résumé: Dans un atelier, "N" tâches sont à exécuter sur une machine afin de maximiser l'espérance de la somme des profits prévisionnels. Les temps d'exécution des tâches sont incertains et sont supposés aléatoires de lois connues. Ces problèmes d'ordonnancement sont dits stochastiques. On associe à chaque tâche une priorité dynamique appelée indice d'allocation dynamique et notée I.A.D. A tout instant, on exécute la tâche qui a le plus grand indice. En cas de conflit ou d'égalité entre les plus grands indices, on arbitrera entre eux en choisissant une tâche pour exécution selon une règle connue. Ils sont calculés à tout instant et durant l'exécution de la tâche. Cette politique est appelée d'indices. Si l'objectif du problème est une fonction à coûts séparables, la politique d'indices est optimale. Un algorithme de détermination des I.A.D est proposé et est exposé en détail. Dans la bibliographie, au moins trois autres algorithmes existent. Ces quatre algorithmes ont été implémentés et des expérimentations numériques ont été conduites sur un grand nombre d'exemples de problèmes d'ordonnancement. Une étude comparative entre ces algorithmes est fournie. Si le facteur d'actualisation dans la fonction objectif est proche de zéro, notre nouvel algorithme peut prendre en charge des problèmes à cent soixante états. Le temps de calculs est négligeable.

**Mots-clés :** Processus Bandit, indice de Gittins, règle d'indice, Ordonnancement Stochastique, Stratégies préemptive et non préemptive.

#### 1 Introduction

"N" tâches sont à exécuter sur une machine afin de maximiser l'espérance de la somme des profits actualisés. Les temps d'exécution des tâches sont supposés aléatoires de lois connues. L'aléatoire ou le stochastique peut représenter, l'incertitude de l'Ordonnanceur sur les temps d'exécution, des erreurs sur les mesures des temps d'exécution, les fluctuations aléatoires dans la fonction objectif ou la vitesse de l'opérateur et / ou de la machine, la non homogénéité des tâches nécessitant de différents temps d'exécution et / ou l'aléatoire en temps requis pour le réglage de la machine pour les différentes tâches à exécuter. On associe à chaque tâche une priorité dynamique appelée indice d'allocation dynamique notée I.A.D. Ces indices sont calculés à tout instant et durant l'exécution des tâches, permettant à l'Ordonnanceur de prendre en considération leurs exécutions et les instants de préemption au fur et à mesure que l'information sur les tâches est recueillie. A tout instant, on exécute la tâche qui a le plus grand indice. En cas de conflit ou d'égalité entre les plus grands indices, on arbitrera en choisissant une tâche selon généralement une règle connue de type SPT, LPT, FIFO...etc. Une règle d'indice est une politique qui exécute à tout instant une tâche de plus grand IAD. L'indice d'allocation dynamique s'interprète comme un coût d'arrêt d'exécution de la tâche. Dés qu'une tâche ne rapporte plus le maximum de profit, on l'interrompt et on exécute une autre qui rapporte beaucoup plus. Si l'objectif est une fonction à coûts séparables, une somme de coûts, Gittins et Jones [1] ont montré que la règle d'indices est optimale. De notre recherche bibliographique, au moins trois algorithmes de détermination des I.A.D sont en notre possession. Il s'agit de celui de Robinson [2], de Varaiya et al.[3] et de Sonin [4]. Ils ont été implémentés par nos soins. Le nombre maximum d'états que ces algorithmes peuvent prendre en charge ne dépassait pas respectivement 45, 143 et 113 états. Ce qui nous a motivé à fournir un nouvel algorithme pouvant prendre en charge des processus à un nombre d'états beaucoup plus élevés. Dans la fonction objectif, maximiser l'espérance de la somme des gains prévisionnels, si le facteur prévisionnel ne dépasse pas la valeur 0.5 une méthode itérative est utilisée pour la résolution des systèmes linéaires qui caractérisent les IAD. Le temps de calculs est négligeable.

Dans la section deux, nous donnons des concepts préliminaires et résultats connus sur les processus bandits. L'existence et la caractérisation des I.A.D sont données respectivement par Gittins [5,6] et Nash [7] et sont énoncés sans preuves. La détermination des I.A.D s'avère d'une importance pratique pour le développement d'une politique optimale d'exécution de tâches. Le nouvel algorithme de détermination des I.A.D est proposé et est exposé en détail à la section trois. Dans la section quatre, une étude comparative entre les quatre algorithmes est élaborée. Les critères de comparaison sont le temps de calcul et le nombre maximum d'états que ces algorithmes peuvent prendre en charge.

#### Références

- [1]. Gittins, J.C. et Jones, D.M., (1972), "A dynamic index for the sequential Design of experiments, *Colloquia Mathematica Janes Bolai*, European meeting of statisticians, Budapest, Hungary, 241-266.
- [2]. Robinson, D.R. (1982),"Algorithms for evaluating the dynamic allocation index", *Operations Research Letters*, volume 1, n°2, 72-74.
- [3]. Varaiya, P., Walrand, J., Buyukkoc, C., (1985), "Extensions of the Multiarmed Bandit Problem: The Discounted Case". *IEEE Trans.Autom. Control*, AC-30, 5, 426-439.
- [4]. Sonin, I. M., (2005), "The optimal Stopping of a Markov Chain, the Generalized Gittins Index, and Recursive Solution of Poisson and Bellman Equations", http://www.math.uncc.edu/~imsonin.
- [5]. Gittins, J. C. (1979), "Bandit processes and dynamic allocation indices (with discussion)", J. *Roy. Statist. Soc. Ser. B* 41, 2, 148-177.
- [6]. Gittins, J.C., (1989), "Multi-armed Bandit Allocation Indices", John Wiley & Sons.
- [7]. Nash, P., (1973), "Optimal allocation of resources between research projects", *Ph.D.*

Thesis, Cambridge University.

# Etude et Application d'une Méthode d'Accélération des Contours Actifs Implicites

Kamel Belahcene<sup>1</sup> et Ouardia Chilali<sup>1</sup>,

<sup>1</sup> Département d'automatique, Univérsité Mouloud MAMMERI, Tizi-Ouzou, Algérie chilalikarima@yahoo.fr

#### Résumé

Plusieurs méthodes d'accélération des contours actifs implicites ont été développées dans la littérature, tel : la bande étroite, le *Fast marching*, l'algorithme de *Hermes*, etc. D'autres techniques existent. Ces techniques se passent de la résolution de l'équation aux dérivées partielles (EDP) et présentent, d'une nouvelle manière, la fonction distance.

La fonction level set  $(\Phi)$  est initialisée de telle sorte qu'elle représente la distance d signée à un contour  $\Gamma$  (déjà initialisé). Elle est composée donc des réelles. En changeant la représentation en réelles, pour la fonction distance signée, en représentation discrète, en utilisons les valeurs entières  $\{-1, 0, 1\}$ , on enlève une grande partie de la charge de calcul, tout en maintenant la précision de la solution. Ainsi, le (-1) représente la région interne, le (0) représente le contour, et (1) représente la région externe [1]. Cette méthode de représentation a plusieurs propriétés intéressantes.

En plus de la représentation de la fonction *level set*, notre approche adoptée est constitué de deux phases : rétrécissement et dilatation. Ces deux étapes sont effectués sur un voisinage de 4 afin d'avoir une courbe minimale [1]. Pour chaque itération de l'évolution, le programme rappel le calcul de la force externe pour tous les points de la courbe, permettant ainsi de savoir le sens d'évolution (rétrécissement ou dilatation). La force externe peut-être calculer et utiliser par des méthodes différentes. Dans notre cas, nous intéresserons à la moyenne et la variance des régions. La courbe évolue selon le signe de la force externe sur tous les points de la courbe. Les points en question seront supprimés de la courbe et seront considérés de l'extérieur pour une force négative et de l'intérieur pour une force positive. Ainsi ces points recevront la valeur 1 ou -1, respectivement, et la valeur zéro sera attribuée à un point voisin ayant signe opposé. Notant que, après chaque phase, il est important d'éliminer les points non nécessaires pour maintenir une courbe minimale afin d'éviter les artéfacts [1]. Avec une courbe minimale, on a besoin d'utiliser un voisinage de 4 voisins. Enfin, la complexité algorithme de l'approche adoptée est linéaire O(n).

Nous avons testé l'approche adoptée sur différentes images et un test comparatif entre l'approche adoptée avec les approches de [2] et [3] par rapport au temps de calcul (tableau 1 et fig. 5).

Nous pouvons conclure que l'approche adoptée a donné des résultats très encourageants du point de vus rapidité et qualité de segmentation en ce qui concerne les images en niveaux de gris (fig. 1 et fig. 3), images en couleurs (fig.3) et les images 3D (fig. 4), vu les résultats obtenus.

Cependant, nous pourrons conclure que c'est un modèle qui évolue localement et qui nécessite, de ce fait, une initialisation très proche des objets à détecter. Aussi, l'approche adoptée est sensible aux bruits et les résultats obtenus sur les images bruitées le justifient parfaitement. Un prétraitement des images est, aussi, important pour éviter les points isolés.

3

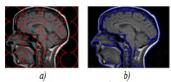


Fig.1. Résultat de segmentation d'image en niveau de gris :a) initialisation et b) résultat final après 9.6851s et 64 itérations.



Fig. 2. Résultat de segmentation : d'image en couleur : a)initialisation et b)résultat final après 82.7306s et 300 itérations.

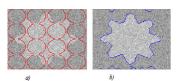


Fig. 3. Résultat de segmentation d'image bruitée : a)initialisation et b) résultat final après aprés 0.1042s et 17 itérations.

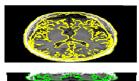


Fig. 4. Résultat de ségmentation d'image medicale 3D après 7284.621 s et 300 itérations.

Tableau 1. Tableau récapitulatif du temps et du nombre d'itérations pour la figure 5.

	Approche adoptée	0.0959
	Chan et Vese	1.3882
Temps(s)	Méthode de [3]	24.5360
	Méthode de [2]	0.6366
N 1	Approche adoptée	17
Nombres	Approche adoptee	1 /
des	Chan et Vese	300
		300 100

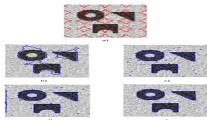


Fig. 5. Comapraison avec différentes approches : a)initialisation, b) approche adoptée, c)Chan et Vese, d) méthode de [3] et e) méthode [2].

#### Références

- 1. J. Malcolm, Y. Rathi, A. Yezzi et A. Tannenbaum, "Fast approximate curve evolution", Pro. of SPIE-IS&T Electronic Imaging, SPIE Vol. 6811, pp. 68110L-1: 68110L-8, 2008.
- 2. S. Hachour, I. Feddag, Y. Iabadene et O. Chilali, "Study of an active contour model: application in real time tracking", ICEEA'10, Interational Conference on Electrical Engeneering, Electronics and Automatic, Béjaia les 01, 02 et 03 Novembre 2010, Algérie.
- 3. O. Chilali, A. Ait-Menguellet, A. Slimani et H. Meziani, "Segmentation d'images médicales 3D par un contour actif rapide", COSI'2012, 9<sup>éme</sup> édition du Colloque sur l'Optimisation et les Systèmes d'Information, 12-15 Mai 2012, Tlemcen, Algérie.

# Le nombre broadcast domination du graphe 2 section de l'hypergraphe des intervalles, d'un ordre d'intervalles, d'un treillis booléen et d'un poset sans $\mathcal{N}$

Mohouhand Aouane\* et Bachir Sadi\*\*

U.M.M.T.O, Faculté des Sciences, Département de Mathémathiques, B.P. n°17 RP 15000 Tizi-Ouzou Algérie.

 $\{*_{\underline{amohouhand}}, **_{\underline{sadibach}}\}$  @yahoo.fr

**Résumé**: Soient  $(P, \leq)$  un poset fini et  $\mathcal{H}(P)$  l'hypergraphe des intervalles de P et soit G le graphe 2-section de  $\mathcal{H}(P)$ . Dans ce papier nous traitons le problème de recherche du broadcast dominant optimal dans le graphe G quand P est un ordre d'intervalles, un treillis booléen et un poset sans  $\mathcal{N}$ . Dans chacune de ces classes nous définnissons des bornes pour cet invariant et/ou nous proposons des algorithmes polynomiaux de recherche de celui-ci.

#### 1 Introduction

En 2001, D. J. ERWIN, généralisa le problème de la domination en introduisant le concept de broadcast domination, qui est une fonction f définie sur l'ensemble des sommets d'un graphe connexe, non orienté et non pondéré G = (V, E) dans  $\{0, 1, ..., diam(G)\}$  telle que  $f(v) \leq excentricité$  de v,  $\forall v \in V$ .

#### 2 Définitions et Notations

Soient  $(P, \leq)$  un poset fini et  $\mathcal{H}(P) = (P, \mathcal{I}(P))$  l'hypergraphe des intervalles maximaux de P. Soit G = (V, E) un graphe connexe, non trivial, non orienté, non pondéré. La distance entre deux sommets u et v de V, notée d(u, v), est le nombre d'arêtes dans la plus courte chaîne reliant u à v. Un broadcast sur un graphe connexe G = (V, E) est une application f de V dans  $\{0, 1, ..., diam(G)\}$  telle que  $f(u) \leq e(u), \forall u \in V$ . Le coût d'un broadcast est  $C_f = \sum_{u \in V} f(u)$ . Un broadcast est

dominant si  $\forall u \in V$ , f(u) > 0 ou  $\exists v \in V$  tel que  $d(u,v) \leq f(v)$  avec f(v) > 0. Le nombre de broarcast domination ou le broadcast dominant optimal est le broadcast dominant f sur G vérifiant  $C_f(G) = \min\{C_g(G)/g\}$  broadcast dominant sur G, ce nombre est noté  $\gamma_b(G)$ . Le graphe 2-section de  $\mathcal{H}(P)$  est le graphe G = (P, E) dont les sommets sont ceux du poset P et deux sommets de P sont tels que  $(x,y) \in E \iff \exists$  un intervalle I de P contenant à la fois x et y. Dans tout ce qui suit P désignera un poset,  $\mathcal{H}(P)$  son hypergraphe des intervalles et G(V, E) le graphe 2-section de  $\mathcal{H}(P)$ , supposé connexe.

# 3 Nombre de broadcast domination dans l'hypergraphe $\mathcal{H}(P)$ d'un ordre d'intervalles

**Théorème 3.2 :** Soient P un ordre d'intervalles,  $\mathcal{H}(P)$  son hypergraphe des intervalles et G = (V, E) le graphe 2 section de  $\mathcal{H}(P)$  alors il existe au moins un sommet  $v_0$  dans V tel que  $d(v_0, u) \le 2, \forall u \in V$ .

Corollaire 3.1 : Soient  $\mathcal{H}(P)$  un hypergraphe d'intervalles d'un ordre d'intervalles et G=(V,E) son graphe 2 section alors  $\gamma_b(G) \leq 2$ .

#### Treillis booléen et $\gamma_b(G)$ d'un graphe 2 section d'un $\mathcal{H}(B_n)$ .

**Lemme 4.1 :** Soient  $B_n$  un treillis booléen,  $\mathcal{H}(B_n)$  son hypergraphe des intervalles et G = (V, E)le graphe 2 section de  $\mathcal{H}(B_n)$  alors il existe au moins deux sommets  $v_0$  et  $v_1$  dans G adjacents à tous les autres sommets de G. Autrement dit,  $d(v_0, u) = d(v_1, u) = 1, \forall u \in V$ .

**Proposition 4.1:** Soient P un treillis booléen,  $\mathcal{H}(P)$  son hypergraphe des intervalles et G = (V, E)le graphe 2 section de  $\mathcal{H}(P)$  alors,  $\gamma_b(G) = 1$ .

#### Poset sans $\mathcal{N}$ et $\gamma_b(G)$ du graphe 2 section d'un $\mathcal{H}(P)$ sans $\mathcal{N}$ .

#### Théorème 5.1:

Soient P un poset sans  $\mathcal{N}$ ,  $\mathcal{H}(P)$  son hypergraphe des intervalles et G = (V, E) le graphe 2 section de  $\mathcal{H}(P)$  alors il n'existe aucune chaîne simple de lonqueur > 3 dans G comme sous graphe induit.

Soient  $\mathcal{H}(P)$  un hypergraphe d'intervalles d'un poset sans  $\mathcal{N}$  et G=(V,E) son graphe 2 section alors  $\gamma_b(G) \leq 2$ .

#### Algorithme $\gamma_b(G)$ d'un 2 section d'un $\mathcal{H}(P)$ d'un ordre d'intervalles et d'un sans $\mathcal{N}$ .

Soit G = (V, E) le graphe 2 section, connexe, d'un  $\mathcal{H}(P)$  d'un ordre d'intervalles ou d'un sans  $\mathcal{N}$ de matrice d'adjacence  $M_{n\times n}=(a_{ij}),\ a_{ij}=\left\{ egin{align*} 1,\,v_i \text{ est adjacent à }v_j; \\ 0,\,\mathrm{sinon.} \end{array} \right.$ 

- 1. pour  $j = \overline{1, n}$  poser  $Sj = \{i : a_{ij} = 1\}$ 
  - (a) Si,  $\exists j$  tel que  $Sj = V \{j\}$  alors aller en (3)
  - (b) sinon, aller en (2)
- 2.  $j \leftarrow 1$  tant que  $\underline{j} \leq n$  faire :

Pour tout  $i \in S_j - \{j\}$  poser  $S_i = \{k : a_{ki} = 1 \text{ pour } k \in S_j\}$  et  $S_j \leftarrow S_j \cup \{i : S_i \neq \phi\}$  (a) Si  $S_j = V - \{j\}$  aller en (4)

- (b) Sinon  $j \leftarrow j + 1$
- 3.  $B(v_i, 1) = V$  alors  $\gamma_b(G) = 1$  poser  $f(v_i) = 1$  et  $f(v_k) = 0, \forall k \neq j$
- 4.  $B(v_j, 2) = V$  alors  $\gamma_b(G) = 2$  poser  $f(v_j) = 2$  et  $f(v_k) = 0, \forall k \neq j$

#### References

- [BHHM1] Jean Blair, Pinar Heggernes, Steve Horton, and Fredrik Manne: Broadcast Domination Algorithms for Interval Graphs, Series-Parallel Graphs, and Trees CGTC 2004, Congressus Numerantium 169: 55 - 77.
- [DDH1] J. Dabney, B. C. Dean, and S. T. Hedetniemi. A linear-time algorithm for broadcast domination in a tree. Networks, 53(2):160169, 2009.
- M. R. Garey and D. S. Johnson. Computers and Intractability. W. H. Freeman and Co., 1978.
- P. Heggernes, D. Lokshtanov, Optimal broadcast domination in polynomial time, Discrete Mathematics **306** (2006) 3267-3280.

# Algorithmes biologiques pour la cryptanalyse du chiffrement Feistel

T. Mekhaznia<sup>1</sup>, M.B. Menai<sup>2</sup>, A. Zidani<sup>3</sup>

Departement d'Informatique, Université de Tebessa, 12000 Tebessa, Algérie mekhaznia@yahoo.fr
 Departement of Computer Science, CCIS, King Saud University, P.O. Box 51178, Riyadh 11543, Saudi Arabia
 Département d'Informatique, Université de Batna, Algérie zidani@free.fr

#### 1 Introduction

Les algorithmes relevant de l'intelligence biologique regroupent un ensemble de méthodes et techniques destinés à explorer des espaces hétérogènes en vue de résoudre des problèmes d'optimisation difficiles. Ceci est dû essentiellement à leur capacité de converger avec une consommation raisonnable de ressources. D'un autre côté, les chiffrements modernes constituent un défi pour la cryptanalyse en raison de leur diversité et leur non linéarité. Ce problème est considéré comme NP-Difficile, a été longuement cible de diverses attaques ; les résultats, apparus depuis quelque temps demeurent jusqu'à lors restreints notamment lors de manipulation de larges instances où la consommation de ressources accroît avec la taille du problème. Le but de cette étude est de présenter une approche hybride combinant deux techniques bio-inspirées, à savoir l'optimisation par essaims particulaires (OEP) et la programmation génétique (PG) pour la cryptanalyse de certaines variantes du chiffrement Feistel. Les tests opérés révèlent l'efficacité de l'approche considérée. L'étude présente également une comparaison entre les techniques considérées en soulignant les difficultés rencontrées.

#### 2 Cryptanalyse par usage des algorithmes biologiques

Le chiffrement Feistel [1] regroupe un ensemble de techniques à clé symétriques opérant sur de larges blocs de données, connues pour leur niveau de sécurité élevé et leur faible autocorrélation. Son principe consiste à générer un bloc chiffré C à partir d'un bloc clair M de même taille à l'aide de r répétitions d'une transformation f en utilisant r clés de chiffrement différents. Initialement, chaque bloc est éclaté en deux sous blocs  $L_0$  et  $R_0$  de n/2 bits chacun. Le chiffrement Feistel constitue le noyau de divers cryptosystèmes modernes, notamment les diverses variantes du DES [2] [3] [4].

L'optimisation par essaims particulaires (OEP) est une technique bio-inspirée exploitant une population de particules qui évoluent en respectant certaines contraintes conduisant à l'optimum[5]. La programmation génétique [6] est une méta

heuristique évolutionnaire permettant de fournir des solutions approchées pour les problèmes combinatoires complexes.

L'approche proposée consiste à utiliser les caractéristiques du OEP, notamment les meilleures positions de particules en tant que fonctions binaires (opérateurs) au sein de l'arbre représentant la population de la programmation génétique. L'espace de recherche est un ensemble de clés de n bits chacune. A chaque itération, les meilleurs clés (selon la fonction du coût utilisée) subiront des transformations génétiques : croisement de segments, mutation, décalage et inversion de bits. Le choix de chaque transformation est opéré en regard de la meilleure clé au sein de la population.

#### 3 Résultats préliminaires

Quelques tests de l'approche proposée ont été opérés sur divers chiffrements provenant des techniques SDES, 4DES et DES. Le but des expérimentations est de découvrir le maximum de bits au sein des clés de chiffrement en utilisant le minimum de ressources, à savoir le temps d'exécution et la taille des textes utilisés. Le tableau 1 présente les résultats comparatifs obtenus en termes de moyenne de bits découverts au sein des clés utilisées.

Table 1.	Résultats	comparatifs	relatifs a	aux clés	de chiffrement.
----------	-----------	-------------	------------	----------	-----------------

Chiffrement Feistel	Taille de clé utilisée (bits)		Moyenne de bits découverts			
		OEP	PG	Hybride		
SDES	10	10	8	10		
4DES	56	48	41	49		
DES	56	32	25	45		

#### References

1. H. Feistel, 'Cryptography and computer privacy', Scientific American, Vol. 228, Vol. 5, pp. 15–23, 1973.

A. B. Forouzan, 'Cryptography and Network Security', Tata McGraw hill Education, 2nd ed., 2008.

<sup>3.</sup> E.C. Laskari & al., 'Evolutionary computation based cryptanalysis: A first study', Nonlinear Analysis: Theory, Methods and Applications 63 e823–e830, 2005.

<sup>4.</sup> E. Schaefer, 'A Simplified Data Encryption Standard Algorithm', Cryptologia, Vol. 20, No.1, pp. 77-84, 1996.

<sup>5.</sup> Eberhart R.C. Kennedy J, 'A new optimizer using particles swarm theory', 6-th symposium on micro-machine and human science, IEEE, 1995.

<sup>6.</sup> J.R. Koza, Genetic Programming: On the Programming of Computers by Means of Natural Selection, MIT Press, Cambridge, MA, USA, 1992.

### A Fully Dynamic Algorithm for Weakly Chordal Graphs

#### Mohamed-Amine Boutiche

Faculty of Mathematics, University of Sciences and Technology Houari Boumediene Po. Box 32, El Alia, Bab Ezzouar, 16111, Algiers, Algeria mboutiche@usthb.dz

**Abstract.** In this paper, we present a fully dynamic algorithm that maintains a tree decomposition representation of weakly chordal graphs and supports the operations of Insertion and Deletion of cliques.

**Keywords:** Dynamic algorithm, Weakly chordal graphs, Insertion and deletion of cliques.

#### 1 Main results

**Theorem 1.** Let G be a weakly chordal graph without a complete r-vertex graph  $K_r$ . Then  $G + K_r$  is weakly chordal if and only if the following conditions are satisfied:

- (i) G has a tree decomposition T with  $u \in K_x$ ,  $v \in K_y$  such that  $u, v \in K_r$  for some edge xy in T.
- (ii) there is a path from x to y in T such that  $K_r \cap I_j \neq \emptyset$ , where  $I_j$  is a set of vertices contained in this path.

We next show how to update a tree decomposition for  $G + K_r$ .

#### Algorithm Insert $K_r$

1. Consider such edges of  $G + K_r$  that  $uv \notin G$  with  $u \in K_x$ ,  $v \in K_y$  such that  $u, v \in K_r$  for any  $xy \in T$ . If such edges do not exist in  $G + K_r$ , we pass to item ?

Otherwise, let  $I=K_x\cap K_y$  then  $K=I\cup u,v$  is either a clique or of the form  $(N(u)\cap N(v))\cup \{u\}$  or  $(N(u)\cap N(v))\cup \{v\}$  with  $\{u,v\}$  a two pair in  $G+K_r$ . As K is not a clique of G, we must add to a new node z with  $K_z=K$ . Since  $v\notin K_x$ , then  $K_x\subset K_z$  iff  $Kx=I\cup \{u\}$  iff  $|K_x|=|I|+1$ . Similarly,  $u\notin K_y$ , then  $K_y\subset K_z$  iff  $K_y=I\cup \{v\}$  iff  $|K_y|=|I|+1$ .

Replace xy in T with a new node z representing  $K_z = I \cup \{u, v\}$  and add xz, yz, each with weight |I| + 1.

2. Add a new node r to T corresponding to  $K_r$ . Connect r with other nodes i such that  $K_i \cap K_r \neq \emptyset$ , attribute to it weights w(i,r).

#### End Insert

**Theorem 2.** Let G be a weakly chordal graph which contains a complete r-vertex graph  $K_r$ . Then  $G - K_r$  is weakly chordal if and only if the following conditions are satisfied:

- (i) the edge  $uv \in K_r$  is contained exactly in either maximal cliques or subgraphs of the form  $(N(u) \cap N(v)) \cup \{u\}$  or  $(N(u) \cap N(v)) \cup \{v\}$  with  $\{u, v\}$  a two pair of G:
- (ii) G does not contain any cycle consisting of vertices of the set  $I_r = K_r \cap N(K_r)$ .

We show how to update a tree decomposition for  $G - K_r$ .

#### Algorithm Delete $K_r$

1. Consider edges uv of G such that  $uv \notin G - K_r$ , with  $u \in K_x$ ,  $v \in K_y$  and  $u,v \in K_r$  for any  $xy \in T$ . If such edges do not exist in  $G - K_r$ , pass to item 2. Otherwise, T of G contains a node z corresponding  $K_z = K$  (see item 1 of Insert for the definition of  $K_z$ ). In  $G - K_r$ , the maximal clique  $K_z$  has split into the cliques  $K_z^u = K_z - \{v\}$  and  $K_z^v = K_z - \{u\}$  which may not be maximal.

Divide the set  $N(K_z)$  into  $N_u = \{x \in N(z) | u \in K_x\}$ ,  $N_v = \{y \in N(z) | v \in K_y\}$  and  $N_w = \{w \in N(z) | u, v \notin K_w\}$ . Then  $K_z^u$  is not maximal in  $G - K_r$  iff  $\exists x \in N_u$  such that  $K_z^u \subset K_x$  and w(x,z) = k-1. Similarly,  $K_z^v$  is not maximal in  $G - K_r$  iff  $\exists y \in N_v$  such that  $K_z^v \subset K_y$  and w(y,z) = k-1.

Replace z with two nodes  $z_1$  and  $z_2$  respectively representing  $K_z^u$  and  $K_z^v$  and add the edge  $z_1z_2$  with weight  $w(z_1,z_2)=k-2$ . If  $x\in N_u$ , replace xz with  $xz_1$ . If  $y\in N_v$ , replace yz with  $yz_2$ . If  $w\in N_w$ , replace zw with  $z_1w$  or  $z_2w$ .

If  $K_z^u \subset K_{x_i}$  for some  $x_i \in N_u$  then remove  $x_i z_1$  and replace  $z_1$  with  $x_i$ . Similarly, if  $K_z^v \subset K_{y_i}$  for some  $y_i \in N_v$  then remove  $y_i z_2$  and replace  $z_2$  with  $y_i$ .

2. Remove r corresponding  $K_r$  from T.

End Delete

#### References

- R.Hayward. Weakly triangulated graphs. J. Comb. Theory ser.B, 39 (1985) 200– 208.
- L. Ibarra, Fully dynamic algorithms for chordal graphs and split graphs, ACM Transactions on Algorithms, 4(4), 40 (2008) 1-20, 2008. Preliminary version appeared in 10th Annual ACM-SIAM Symposium on Discrete Algorithms, Baltimore, MD, (1999) 923–924.
- Y.T. Kyzy, A fully dynamic algorithm for recognizing and representing chordal graphs, Lecture Notes in Computer Science Vol. 4378, I. Virbitskaite and A. Voronkov (Eds.), Springer-Verlag Berlin Heidelberg. (2007) 481–486.

# On the use of diversity for handling the plethoric answers problem

Abid BOUALEM<sup>1</sup>, Allel HADJALI<sup>2</sup>

<sup>1</sup>ESI, BP 68M, 16270, Oued Semmar, Algerie

<u>a boualem@esi.dz</u>

<sup>2</sup>LIAS/ENSMA Poitiers Avenue Clement Ader -FRANCE

<u>allel.hadjali@ensma.com</u>

Abstract. In this paper, we discuss an approach based on the diversity concept to deal with the plethoric answers problem (PAP) in the context of flexible database querying. The idea is to leverage the diversity between the resulting tuples to return a subset of tuples with a reasonable size and which is as diverse as possible while satisfaction preservation is ensured. By this approach, we not only reduce the size of answers but also provide the user with a result that covers many diverse preferences. A set of experiments is conducted to show the relevance and the efficiency of the approach.

Keywords: Database, flexible queries, plethoric answers, diversity.

#### 1 Introduction

Making query results more diverse has recently attracted a great attention in the context of applications where large answer sets are often returned to users' queries. For instance, the results of a web search are useful if they are relevant to user needs and are easily exploited and examined. In addition, to ensure a high quality of results returned it is more important that they be sufficiently diverse.

The contribution of the paper consists in describing a result diversification algorithm in a fuzzy database querying setting. It is based only on relevant answers to the query at hand where the diversity measure is defined on the basis of similarity between result tuples.

### 2 Overview of the approach

#### 2.1 Problem formulation

Assume that D is a regular database containing a set of tuples over n attributes  $\{A_1, A_2, ..., A_n\}$ . Assume also that for each attribute  $A_i$ , for i = 1...n, a proximity relation  $E_i$  between values of  $dom(A_i)$  is available. Let Q be a query and S =  $\{s_1, ..., s_m\}$  be a set of m answers to Q, and k an integer (k < m).

Definition: We say that O results in a PAP if the size of S is too large.

A solution to this problem is to reduce the set S in order to obtain a new subset with a reasonable size.

The approach relies on an intuitive idea that consists of extracting from S a subset  $S^*$  of size k which is as diverse as possible (so that it provides a picture of the whole set S). The parameter k can be user-defined. First, we calculate the pairwise similarity ST between tuples of S; we obtained a list of elements of type < Tuple, Tuple, Similarity> that were sorted in descending way according to the similarity value.

Starting with the complete set of all tuples  $S^* = S$ , tuples are iteratively deleted until only k tuples remain. The decision, which tuples to be removed, is based on the pairwise similarity list.

The element with the maximum similarity is removed from the list and one of its two tuples is deleted from the set  $S^*$ . The choice, which of the two tuples is removed, is based on which maximize the diversity of the target set comparing to the previous iteration. This has the advantage that several runs of the algorithm may result in different subsets enabling the user to pick the best one. To calculate the diversity of a set we use the diversity index associated with a set defined as follows [2]:

$$IndexDiv(S) = \frac{\sum_{i=1}^{k-1} \sum_{j=i+1}^{k} (1 - sim(t_i, t_j))}{k(k-1)/2}$$
 (1)

The set  $S^*$  is the starting point for the second phase, in which a local search is performed. Each tuple currently included in the solution set is exchanged with all currently unselected tuples, one at a time. If any such a swap improve the objective function div(S), it is accepted, otherwise it is rejected.

#### 3 Discussion and Conclusion

To guarantee user satisfaction, only relevance of answers does not suffice, especially when its query results in a very large set of answers. In this paper, we proposed to use diversity among tuples to increase user satisfaction. The added value of a system based on the algorithm proposed is the capabilities to reduce the dataset size without referring to the end user. The algorithm is tested using a data set generated randomly, so it will be important to apply this algorithm online in Web-accessible databases.

#### References

- Bosc, P. Hadjali, A. Pivert, O. and Smits, G., On the use of fuzzy cardinalities for reducing plethoric answers to fuzzy queries. In Proc. of SUM, pages 98–111, 2010.
- McSherry, D, Diversity-conscious retrieval. In Proc. of ECCBR, pages 219–233. Springer Verlag, 2002.

## Détection collective d'intrusions dans les réseaux étendus

Abdenacer Nafir<sup>1</sup>, Smaine Mazouzi<sup>1</sup>, and Salim Chikhi<sup>2</sup>

 Département d'informatique, Université 20 août 1955-Skikda, BP 26, Route ElHadaik, 21000, Algérie, nafirabdenacer@yahoo.fr, mazouzi\_smaine@yahoo.fr
 Département d'informatique, Université de Constantine, Nouvelle ville Ali Medjeli, Constantine, Algérie, slchikhi@yahoo.fr

Abstract. La vulnérabilité des systèmes informatiques, et les failles de sécurité qui sont découvertes en dizaines chaque jour, ainsi que la compétence des hakers et leur ingéniosité à détourner les mesures de sécurités proposées, obligent les chercheurs et les ingénieurs de sécurité à proposer de nouvelles solutions pour se mettre face aux nouvelles attaques, qui sont aujourd'hui souvent distribuées. Typiquement une attaque de type déni de service (DoS) s'est développée en attaque de déni de service distribué (DDoS). Selon le schéma distribué, l'attaque est orchestrée par des milliers de machines contre un domaine donné dans un réseau étendu, notamment l'Internet. Cette attaque est difficile à détecter au niveau d'une machine donnée, prise toute seule, même lorsqu'il s'agit de la machine victime elle même, du fait que l'attaque peut ressembler à un trafic normal, ou au pire des cas, un trafic intensif habituel.

Une attaque de type DDoS ne peux être détectée, en général, que par la coopération d'un nombre important de nœuds du réseau. Ces nœuds doivent échanger de l'information de sécurité, notamment concernant ce type d'attaque pour pouvoir décider correctement de l'existence où non d'une telle attaque. Ceci a fait l'objet de plusieurs travaux de recherche ayant proposé des approches distribuées.

Dans ce travail, nous présentons une approche collective pour la détection d'intrusions dans les réseaux étendus. Nous faisons recours au paradigme multi-agent pour modéliser le système distribué qui en résulte. Dans ce système, un agent, assurant plusieurs rôles, est placé sur chaque nœud du réseau. L'agent assure en premier lieu le rôle d'un système local de détection d'intrusion (IDS). Périodiquement, il procède à un échange de données de sécurité dans son voisinage local, constitué d'agents IDS des nœuds voisins, et ce à fin de consolider sa décision concernant tout évènement suspect de sécurité. Contrairement aux travaux ayant proposé des systèmes distribués de détection d'intrusion (DIDS), le système conçu selon notre approche ne se contente pas uniquement du partage d'information, mais procédera, en cas de conflit à une négociation, entre agents voisins pour élaborer une décision consensuelle. Le système ainsi proposé est totalement distribué, et ne nécessite aucune entité centrale, ou toute structure hiérarchique, qui compromet la scalabilité de la solution, notamment dans l'Internet, où les attaques de types DDoS nécessitent des solutions totalement distribuées.

Au niveau de chaque nœud, un agent est situé, et joue plusieurs rôles. En général l'agent est considéré comme un système local de détection d'intrusion (LIDS). Considérant ce rôle, un agent LIDS est chargé de surveiller le trafic au niveau du nœud sur lequel est installé, et procède à la détection locale d'intrusions selon le principe des IDS, en se basant sur les informations et les connaissances locales de détection dont il dispose. Périodiquement, l'agent sur un nœud, sollicite ses voisins afin de lui communiquer les informations de sécurité dont ils disposent. Les informations de sécurité dont un agent dispose, consistent aux résultats de détection au niveau de son nœud, ainsi que les informations acquises des agents voisins. Ainsi, selon ce schéma d'interaction, l'information de sécurité est propagée dans le réseau cycle après cycle. En d'autres termes, toute information produite au niveau d'un nœud donné, est acheminée à n'importe quel nœud du réseau après une durée donnée, variable en fonction de la distance entre les nœuds considérés.

Un agent au niveau d'un nœud donné, combine l'information locale dont il dispose, avec les informations envoyées par ses voisins, et ce dans le but de conclure sur la présence ou non d'une attaque(typiquement DDoS). Si la décision est incertaine, par manque d'information, l'agent entame un dialogue avec ses voisins disposant de connaissances expertes afin de décider collectivement en confirmant ou en infirmant l'existence d'une telle attaque. Si aucun consensus n'est établi, chacun des agents délègue la décision à l'éventuel administrateur de sécurité responsable du noeud. Les simulations effectuées sur notre système, en utilisant la coopération entre les différents agents du réseau, ainsi que la comparaison des résultats obtenus avec ceux sans coopération, ont pu montrer le potentiel de notre approche pour une détection suffisamment fiable des attaques de types DDoS.

**Key words:** sécurité des réseaux, Systèmes multi-agents, Détection d'intrusion, DDoS, IDS.

### Towards Semantic Web Service Composition using Immune Algorithm

Bekkouche Amina<sup>1</sup>, Benslimane Sidi Mohamed<sup>2</sup>, Hassaine Chafik<sup>1</sup>, Merzoug Mohamed<sup>1</sup>

<sup>1</sup> AbouBekr Belkaid University of Tlemcen {ami\_bekkouche,c\_hassaine,mohamed.merzoug}@mail.univ-tlemcen.dz 
<sup>2</sup> Djillali Liabes University of Sidi Bel Abbes 
benslimane@univ-sba.dz

**Abstract.** In the research of service composition, it demands efficient algorithms that not only retrieve correct service compositions from thousands of services but also satisfy the quality requirements of different service users. However most approaches treat these two aspects as two separate problems, semantic service composition and service selection. Inspired from biology, we propose an immune system based on clonal selection to select the optimal composition solution for a given user request. Our experimental results show that the clonal selection achieves much higher fitness values than the other meta-heuristics such as genetic algorithm.

Keywords: Semantic web service composition, Clonal selection algorithm, QoS.

#### 1 Introduction

For finding the optimal composition we have developed the clonAlg [2] which was proposed for optimization problems. Our algorithm uses the functional and nonfunctional (Qos attributes) properties of the web services in order to find the optimal composition solution. Such a composition needs to:

- 1. Optimize a function that calculates the degree of semantic similarity between the user request and a candidate solution.
- 2. Optimize the aggregated QOS of the composition solution.
- 3. Satisfy the end to end user's global QoS constraints.

#### 2 The Clonal Selection Algorithm

In our approach, the antigen is represented by a multi-criteria function F(CS) defined as follows:  $F(CS) = W_s GM(CS) + \sum_{i=1}^{l} W_i Q_i'(CS)$  (1)

The pseudo code of clonal selection Algorithm is given below:

- 1. Initialize the population (or antibodies)
- 2. Initialize the iteration number: t=1
- 3. while  $(t \le T_Max)$  do begin
- 4. Compute the affinity value (formula 1) for each antibody CS ∈ Population.
- 5. Compute the set of clones "Clones\_set" for each antibody CS ∈ Population(according to the cloning rate)

- Hypermutate each antibody CS of "Clones\_set" and compute the new affinity value of the result.
- 7. Union = Population  $\cup$  Clones set.
- 8. Sort Union according to the decreasing order of affinity.
- 9. Build the new population by selecting the M first antibodies of Union (M= size of Population).
- 10. Create L random antibodies, such as L=M\*random insertion rate.
- 11. Replace low affinity population members with the L random antibodies.
- 12. t=t+1;
- 13. End while
- 14. Return the best antibody CS.

#### 3 Experimental Results

The clonal selection algorithm parameters are changed to get the best results .

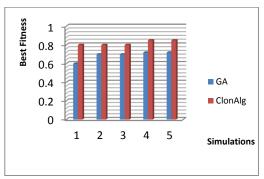


Fig. 1. Comparing the GA/ClonAlg fitness

In our experiment we have compared the clonAlg with the genetic algorithm developed in [1], the Figure 1 illustrates the results during 5 simulations .We notice that the clonAlg significantly outperforms the GA.

#### 4 Conclusion

In this paper we have presented a immune-inspired technique for the selection of the best composition of services suited to the user requirements. The composition process take into account both functional and non-functional properties of web services. Compared with GA [1], this approach increase diversity of population and cause more space of search domain is searched and escaped the trap of local optimality. Using this approach the composition with better fitness value is found.

#### References

- Bekkouche, A., Benslimane, S.M., Hadjila, F.: QoS-aware Semantic Web Service Composition Based on Genetic Algorithm. In Proceedings of ICDSD'12 Oran Algeria 2012
- Castro, L., von Zuben, F.: Learning and Optimization using the Clonal Selection Principle. Proc. Of the IEEE Transactions on Evolutionary Computation, Special Issue on Artificial Immune Systems, vol. 6, n. 3, pp. 239-251 (2002).

# Multi-criteria optimization for sensor placement problem: Tripartite graph approach

Abid Sabrina<sup>1</sup>, Haffaf Hafid<sup>2</sup>,

Department of Computer science, Laboratory of Research of Industrial Computing and Network, University Oran Es-Senia-IGMO, Bp 1524 El M'Naouer

Oran,Algeria ¹abidsabrina2006@yahoo.fr, ² haffaf.hafid@univ-oran.dz

Abstract. The performance of an industrial process is strongly dependent on available sensor measurements. Inaccurate measurements resulting from insufficient measurements or improper sensor placement can significantly deteriorate fault observability and process control. This paper is an extension of a work presented on optimal sensor placement based on diagnosability criteria with structural analysis (tripartite graph approach), we show how our method can be extended to multi-criteria optimization, selecting placements robust to sensor failures (Pareto Optimal Solutions) and optimizing min-max criteria. The goal is to determine a minimum set of sensors that guarantee a maximum degree of diagnosability taking into account a given supervision specifications with and expected cost specifications. The proposed multiobjective optimization approach for sensor is successfully applied to a Fuel-cell system benchmark. A key issue for practical diagnosis in industry is the trade off of installing the minimal sensors, but getting a high degree of fault isolation and diagnosis. In order to keep costs down, industrial systems are typically configured with the minimum set of sensors needed for control and protection.

In this work, a new methodology to solve the sensor placement problem for FDI has been addressed and applied to a Fuel Cell System. The sensor placement problem has been presented. However, the method could also be applied to other systems given their structural model. A key contribution of this work is the definition of the redundancy degrees index of initial system and generating influence matrix witch englobs all informations of the system with his strong and weak points. This two tools allows us to set up a different best sensor placement pareto solutions based on a fault diagnosis performance maximization criterium.

The method presented in this paper becomes appropriate in industrial installations, where the budget assigned to instrumentation is limited and can be very beneficial to industry. By being able to understand the gains to be made at the costs of a few more sensors, there is a real chance to instrument complex systems for diagnosis.

Maintenance and diagnosis of complex systems are common activities in the industrial world. Recent advances in technology have led to a continuously increasing in the complexity of systems. The failures within these systems can cause disruption to the operational functionality. Fault location has therefore become a first objective in engineering applications. Effective diagnostic approaches, which bring the system back at the lowest cost, can decrease downtime and consequently, enhance the operational functionality. However, designing an effective diagnosis system does not start after the system design, but it has to be done during the system design. Indeed, the performance of a diagnostic system highly depends on the number and location of sensors.

Fault diagnosis is of great importance for industrial systems. It represents an important factor for quality service (related with fast maintenance response to fault situations). In these systems, it is obvious that only a limited number of sensors can be installed due to budget constraints. Since improper selections may seriously hamper diagnosis performance, the development of a sensor placement strategy has become an important research issue in recent

years. Ideally, a sensor placement should be configured to facilitate fault detection and maximize diagnosis performance under a given sensor cost limit.

The problem of sensor placement for Fault Detection and Isolation (FDI) consists in determining the optimal set of instruments such that a predefined set of faults are detected and isolated. The usual objective to minimize in the sensor placement problem is the sensor cost. The sensor placement problem can then be viewed as a combinatorial problem that consists in finding a sensor combination that fulfils diagnosis specifications. Solving the sensor placement for diagnosis can be treated from many different points of view. Indeed, such a problem depends on the kind of system description, the required diagnosis specifications, as well as the technique used to implement the diagnosis system. Because of this, developing a sensor placement method, that works for all possible fault diagnosis systems, is unattainable.

This paper presents a new sensor placement algorithm based on an extension of the work done in [3] that takes into account maximum diagnosability specifications based on the presentation of the system by tripartite graph and developing new approach for extracting all information present in the system initially configured, and then we construct a table which we called influence matrix. This paper presents results for a multicreteria optimization of design sensor placement satisfying diagnosability objectives with minimizing cost and the sensors number.

In order to demonstrate the efficiency of this optimal sensor placement formulation an industrial system is chosen as a case study. Here, a fuel cell system benchmark is used and some faults are defined to be diagnosed. In this paper, fault diagnosis systems are based on consistency checking by means of structural models. The required diagnosis specifications to be fulfilled are fault detection and isolation for a predefined set of faults.

An multi-criteria sensor placement is defined as a minimum sensor configuration that achieve the minimum cost while observing pre-specified performance criteria.

The aim of the sensor placement for fault diagnosis can be roughly stated as the choice of a sensor configuration such that a fault diagnosis specification is fulfilled. Usually, several sensor configurations that satisfy the required fault diagnosis specification will exist. Giving a cost to every sensor configuration makes it possible to define an optimal sensor placement problem, where the best sensor configuration is sought.

However, in fault diagnosis, the goal of sensor placement should be to satisfy detectability and diagnosability properties. Detectability is the possibility of detecting a fault on a component and diagnosability is the possibility of identifying a fault on a component without this creating ambiguity with any other fault.

The fault diagnosis based on extraction of residual cycles from tripartite graph representation optimize the diagnosis process by incorporating sensors information.we show the various stages of system design diagnostic program. We have divided the process of the placement procedure for diagnosis in 4 parts: the calculation of the six pareto solutions, objective precision i.e. the redundancy degree that we must ensure and sensors placement based on them, cost of every solution and redundancy degree gain.

**Keywords:** Sensor Placement, Fault Detection and Isolation, multi objective optimization, Structural Analysis, Tripartite graph, Pareto optimal solution.

# Exploitation des indicateurs spectraux pour la caractérisation de l'état physio hydrique de la végétation en utilisant des données AVHRR

Yagoub H<sub>2</sub>, Belbachir A. H., Benabadji. N. Laboratoire L.A.A.R, Département de physique, U.S.T.O B.P. 1505, El M'nouar, ORAN, ALGERIE E-mail: houria\_yagoub@yahoo.fr

Résumé: La présente étude a pour objectif le suivi de l'état du sol au nord d'Algérie par l'utilisation d'une série d'images issues su capteurs AVHRR (Advanced Verry High ResolutionRadiometer) de NOAA. À cet effet, certains paramètres géophysiques (albédo 'α", indice de végétation par différence normalisée "NDVI" et température de surface "TS") sont produits. Les combinaisons de ces paramètres deux à deux en particulier Albédo-TS et NDVI-Albédo ont permis respectivement la caractérisation de l'état hydrique et de l'état de la végétation.

Mots clés: suivi végétation, albédo, NDVI, température de surface.

### 1 calcul des paramètres NDVI, albédo est Ts

Le NDVI mensuel est calculé par la méthode du maximum value Composite (MVC) pour réduire les effets des nuages. L'albédo de surface est exprimé par une combinaison linéaire entre le visible et le proche infrarouge:

$$\alpha = 0.347R1 + 0.650R2 + 0.0746. \tag{1}$$

La température de surface est calculée par différentes formules de Split-Window (figure 1).

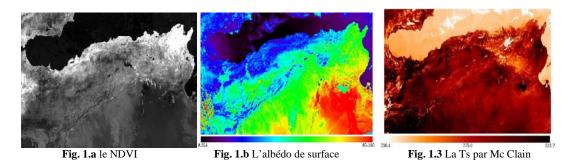


Fig. 1. Image NDVI Max (1a), L'albédo de surface en pourcentage (1b) et la Ts (1c) de l'année 2000.

#### 2 Combinaison NDVI-Albédo

La combinaison NDVI-Albédo permet d'avoir une information sur les niveaux de dégradation de surface. Pour les surfaces qui ont un NDVI élevé et un albédo faible, on les considère comme des zones à taux de recouvrement végétal élevé. Les zones ayant un NDVI moyen et un albédo moyen correspondent à des zones à taux de recouvrement végétal moyen. Pour les zones sensibles à la dégradation, on considère un NDVI faible avec un albédo moyen ou un NDVI moyen avec un albédo élevé. Enfin, la classe où l'albédo est élevé et le NDVI est faible, correspond aux zones dégradées à comportement désertique. Le résultat est illustré sur la figure 2.

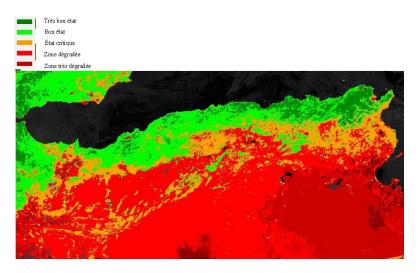


Fig. 2. Carte des risques de la désertification élaborée à l'aide de la combinaison NDVI-Albédo

#### 3 Combinaison Albédo-Ts

L'histogramme bidimensionnel entre l'albédo et la température de surface présente une forme d'une cloche. Les valeurs d'albédo inférieures à la valeur seuil, pour lesquelles la pente est positive, correspondent à des zones humides à logique hydrique à faible risque de dégradation. Les zones très sèches à logique radiative sont associées à des valeurs d'albédo supérieures à la valeur seuil. Les zones critiques à risque de dégradation liée à la contrainte hydrique ont des valeurs d'albédo proche de la valeur seuil.

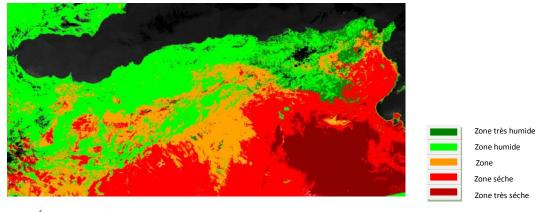


Fig. 3. État hydrique par combinaison de AL-TS

#### 4 Conclusion

L'exploitation des données satellitaires issues du capteur AVHRR, et particulièrement les paramètres géophysiques et les différents résultats obtenus, sur la caractérisation de l'état hydrique et de l'état de la végétation montrent une bonne cohérence. L'intégration de la température de surface, le NDVI et l'albéda ont permis l'élaboration d'une carte de synthèse de sensibilité à la désertification, répartie selon cinq classes : très bon état, bon état, état critique ou sensible à la désertification, état dégradé et état très dégradé ou désertifié. Cette méthode pourrait être également appliquée à des régions similaires, en vue de parvenir à cerner les paramètres influant l'expansion de la désertification, ses caractérisations et d'en déceler les causes de son évolution. Dans la suite du travail, on vise à appliquer cette méthode pour des différentes années pour effectuer un suivi interannuel de l'état de dégradation des sols.

# L'Indexation des Images Mammaires par les Lois de Zipf

Saadi Asma<sup>1,1</sup>, Hayet Farida Merouani<sup>1</sup> 'Université Badji Mokhtar, Annaba, Algérie {Saadi Asma asmasaadi23000@yahoo.fr}

**Résumé.** La contribution des lois de puissance pour l'analyse des images de la mammographie présente l'avantage de modéliser certains phénomènes qui ne pourraient être approximés avec une précision suffisante au moyen de modèles linéaires, à savoir, la structure des images particulières qui sont les mammographies, en général trop complexes pour être approximées par des lois linéaires. Cela justifie de vouloir utiliser le modèle en loi puissance, plus précisément les lois de Zipf, dans l'indexation des images mammaires afin de rechercher les images les plus similaires à une mammographie requête. Les résultats obtenus ont été valides et semblent être satisfaisants.

**Mots clés:** Lois de puissances, indexation, recherche des images mammaires, classification par kmeans.

#### 1. Introduction

L'objectif de ce travail consiste à réaliser un système d'aide au diagnostic en cherchant les mammographies les plus similaires à une mammographie requête cela en utilisant les paramètres extraits à partir de l'application des lois de Zipf.

Les deux lois puissance, Zipf et Zipf inverse, qui sont habituellement utilisées dans des domaines qualifiés de monodimensionnels, peuvent être facilement adaptés au cas des phénomènes bidimensionnels tels que les images [1].

Comme la répartition des fréquences d'apparition des différents motifs de l'image mammaire est différente suivant la complexité structurelle de l'image, la courbe de Zipf obtenue à l'aide du codage de l'écart type, donne une information sur la structure de l'image, de ce fait, on peut facilement extraire les caractéristiques de cette courbe qui est basé sur la texture.

### 2. Description de l'approche proposée

Nous avons développé une méthode d'indexation des images mammaires basée sur les lois de Zipf, voir la figure suivante :

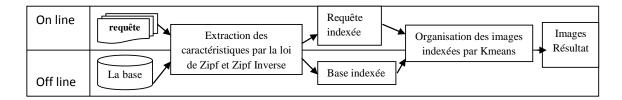


Fig.1. Architecture générale du système proposé.

Afin de classifier les images indexées par kmeans, nous allons représenter chaque image par un point Pi, ou l'ordonnée de ce point est la pente qui représente le coefficient directeur de la droite des moindres carrés de la courbe de Zipf de l'image associée, ainsi l'abscisse de ce point représente une caractéristique morphologique qui est le nombre de pixel qui composent la région de la tumeur, elle est calculée par la méthode de détection de zone d'intérêt basée sur la loi de Zipf inverse [2].

La nécessité d'utiliser un nombre de classe fixe (les seins normaux, les seins cancéreuses par une tumeur malignes et les seins cancéreuses par une tumeur bénigne) nous aide à fixer k=3 pour la méthode des Kmeans.

#### 3. Les résultats

Nous avons testé notre système sur une base d'image mammaire contenant 108 images acquises au sein de l'hôpital Ibn Rouchd par le radiologue Beledjhem Nedjemeddine.

Nous avons introduit quelques mammographies requêtes pour valider ses classes d'appartenance et savoir s'il s'agit d'une tumeur maligne ou bien bénigne ou bien une mammographie normale. Les résultats de la classification par les kmeans sont très satisfaisants à savoir que la mammographie requête ainsi que toutes les images de la classe dont laquelle l'image requête appartient ont le même diagnostique.

#### 4. Conclusion

Les résultats obtenus sont très satisfaisants à savoir que nous avons obtenus des résultats presque conformes à un diagnostic établis au sein de l'établissement public hospitalier « Ibn Zohr » de Guelma par le radiologue Djilani NourElHouda.

Ce qui nous amène à dire que l'utilisation des lois puissance par le codage de l'écart type pour les images de la mammographie nous donne un bon résultat.

#### Références

- Caron Yves, « Contribution de la loi de Zipf à l'analyse d'images», Université François Rabelais de Tours Ecole Doctorale, Thèse de Doctorat. 2004.
- M.Hamoud, H.F.Merouani, "Obtection of a Region of Interest in the Images Based on Zipf Laws", (SITIS). Dijon France, Page(s): 416 – 421, 28 Nov-1 Dec, 2011.

## Formation de coalitions dans un établissement hospitalier en impliquant les systèmes multi-agents et la théorie des jeux

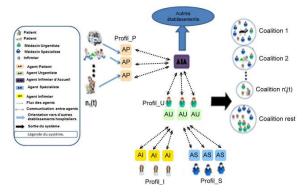
Hanane Ariouat, Hassina Nacer, Hachem Slimani, and Lamine Amour

Département d'Informatique, Université de Béjaia, 06000 Béjaia, Algérie. haariouat@gmail.com, sino\_nacer@yahoo.fr, haslimani@gmail.com, ilamine@hotmail.fr

Résumé: Dans cet article, nous avons étudié la coopération entre les agents du personnel d'un établissement hospitalier pour la prise en charge simultanée de plusieurs patients en situation d'urgence. Nous avons proposé un système multi-agents, dans lequel les agents sont distribués, qui a pour objectif la formation de groupes d'agents pour prendre en charge les différents agents patients. D'autre part, nous avons modélisé le problème sous forme d'un jeu coalitionnel en montrant que les différents groupes d'agents forment une structure de coalitions. De plus une fonction d'utilité est associée à chacune des coalitions formées.

Mots-clés: Système multi-agents, théorie des jeux, formation de coalitions, coopération, prise en charge des patients, urgences médicales.

Architecture multi-agents proposée: Nous proposons un système de formation de coalitions basé sur l'interaction de cinq types d'agents logiciels: Agent Patient (AP), Agent Infirmier d'Accueil (AIA), Agent Urgentiste (AU), Agent Spécialiste (AS) et Agent Infirmier (AI). La figure suivante représente l'architecture globale de notre système.



Modélisation mathématique: Nous modélisons le problème étudié sous forme d'un jeu coalitionnel en montrant que les différentes coalitions qui se forment autour des agents patients constituent une structure de coalitions. De plus, nous associons à chaque coalition une fonction d'utilité qui définit le gain/perte corre-

spondant qui dépend du taux de gravité du patient et de la taille de la coalition. Nous utilisons les notations suivantes :

- $EP(t) = \{pa_1^t, pa_2^t, ..., pa_{n_1(t)}^t\}$  : Ensemble des agents patients qui sont dans l'établissement hospitalier à l'instant t.
- $EU(t) = \{mu_1^t, mu_2^t, ..., mu_{n_2(t)}^t\}$  : Ensemble des agents urgentistes en service d'urgence à l'instant t.
- $ES(t) = \{ms_1^t, ms_2^t, ..., ms_{n_3(t)}^t\}$ : Ensemble des agents spécialistes en service dans l'établissement hospitalier à l'instant t.
- $EI(t) = \{inf_1^t, inf_2^t, ..., inf_{n_4(t)}^t\}$  : Ensemble des agents infirmiers en service dans l'établissement hospitalier à l'instant t.
- AIA(t): L'agent infirmier d'accueil en service dans l'établissement hospitalier à l'instant t.
- $EP'(t) = \{pa_1^t, pa_2^t, ..., pa_{n_1'(t)}^t\}$ : Représente l'ensemble des agents patients
- pris en charge à l'instant t avec  $n'_1(t) \leq n_1(t)$ .  $C^t_{pa_i} = \{pa^t_i, mu^t_i, E^{k_i,t}_{ms}, E^{l_i,t}_{inf}\}$ : Représente une coalition formée autour de l'agent patient  $pa_i^t, i = \overline{1, n_1'(t)}$  à l'instant t, telle que:  $\forall \ i = \overline{1, n_1'(t)}, pa_i^t \in EP'(t)$ .
  - $\triangleright \forall i = \overline{1, n_2(t)}, mu_i^t \in EU(t)$ : Représente le  $i^{\text{ème}}$  agent urgentiste appartenant à la coalition  $C_{pa_i}^t$ .
  - $\triangleright E_{ms}^{k_i,t} \subset ES(t)$ : Représente l'ensemble des agents spécialistes de taille  $k_i$ appartenant à la coalition  $C^t_{pa_i}$  avec  $0 \le \sum_{i=1}^{n_1'(t)} k_i \le n_3(t)$ .  $\triangleright E^{l_i,t}_{inf} \subset EI(t)$ : Représente l'ensemble des agents infirmiers de taille  $l_i$
- appartenant à la coalition  $C^t_{pa}$  avec  $1 \leq \sum_{i=1}^{n_1'(t)} l_i \leq n_4(t)$ .

    $A = EP'(t) \cup EU(t) \cup ES(t) \cup EI(t) \cup AIA(t)$ : Représente tous les agents
- coopératifs (l'ensemble des joueurs).
    $\overline{SC}(t) = \{C^t_{pa_1}, C^t_{pa_2}, ..., C^t_{pa_i}, ..., C^t_{pa_{n'_1}(t)}\}$ : Représente l'ensemble des coalitions formées autour des différents agents patients pris en charge à l'instant t.
- C<sup>t</sup><sub>Rest</sub>: Représente la coalition restante qui regroupe les agents urgentistes, agents spécialistes et agents infirmiers en service et qui n'appartiennent pas aux différentes coalitions formées à l'instant t, pour prendre en charge les  $n'_1(t)$  agents patients. Les agents de cette coalition peuvent prendre en charge de nouveaux agents patients qui pourront arriver éventuellement avant qu'aucune coalition termine son travail.

**Proposition 1.**  $SC(t) = \overline{SC}(t) \cup C_{Rest}^t$  est une structure de coalitions.

Nous définissons la fonction d'utilité de chaque coalition 
$$C_{pa_i}^t$$
,  $i = 1, n'_1(t)$ , comme suit:
$$\forall i = \overline{1, n'_1(t)}, \ f_i(x_t) = \begin{cases} n_i(x_{t_0} - x_t)(1 - x_t) \ si \ x_t < x_{t_0}, \\ 0 \ si \ x_t = x_{t_0}, \\ n_i(x_{t_0} - x_t)x_t \ si \ x_t > x_{t_0}, \end{cases}$$
(1)

avec  $x_{t_0}$  (resp.  $x_t$ ): taux de gravité de l'agent patient avant (resp. après) sa prise en charge à l'instant  $t_0$  (resp. t) tels que  $x_{t_0}, x_t \in [0,1]$  et  $n_i$  est le nombre de joueurs (agents) dans la coalition  $C_{pa_i}^t$ .

**Proposition 2.** La fonction d'utilité  $f_i(x_t)$  est continue et décroissante sur l'intervalle [0,1].

# **Conception of a Version Control System Approach Based by ECA Active Rules**

Siham Benhamed , Soraya Hocine Djilali Benhamamouch

University of Oran Algeria, lab. LITIO {benhamed2007,S\_hocine, d\_benhamamouch}@yahoo.fr

**Abstract.** we try to contribute to the version control of documents, specially the XML documents in a decentralized system on one of these centralized repositories. It shows how the Event-Condition-Action rules (ECA rules) have been incorporated as a mechanism for the version control of documents. The need to integrate ECA rules is that it provides a clear declarative semantics and induces an immediate operational realization in the system without the need for human intervention.

Keywords. ECA Rule; XML document; propagation; locking; unlocking; RMI.

#### 1 Summary

The version control is essential in the environments where several users handle the same base of resource. As the Web services do not take into account the history of the modifications of the documents exchanged between the services and their customers [1], we propose to consider this aspect in order to reach the history of the modifications of XML documents [2] and to have for each document the traceability of all the modifications made along of its life cycle. For this reason, we propose to incorporate a new model of version control system in a centralized work group containing a set of users and their work copies connected to a central repository and it also connect with other central repositories of works groups forming the global decentralized system [3]. The mechanism for version control of document in our model is inspired by «Lock-Modify-Unlock» and «Copy-Modify-Merge» models [4], in a centralized system. Because we benefit, of advantages of the «Copy-Modify-Merge» model and it must to recognize that, sometimes, the locking is essential in the version control systems. The model proposes to keep a history of the various versions of the documents which the system has, the return to an unspecified former version and to keep a history of document's changes, their date, and their user. To make this management active, we incorporate ECA active rules [5] in our model to execute necessary functionalities for the reason that it provides a flexible architecture that can be adapted for different application scenarios, as well as providing an active service as composition of other elementary services. We present in the figure below (Fig. 1) the architecture of reference of our model.

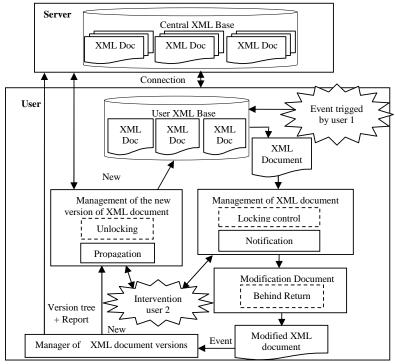


Fig. 1. The architecture of versions control based on ECA active Rules.

We covered the versions control of XML documents, which is important for the management of documents. We presented a model of versions control for XML documents. This model combines the techniques of "Lock-Modify-Unlock" and "Copy-Modify-Merge" models. One aspects of our approach is the use of ECA rules especially in the document's modification, the management of version numbering and the propagation of versions of documents for providing a version control system used on the xml document of web service without to concentrating on the XML repositories [6].

- 1. W3C: Web Services Description Language (WSDL) 1.1, note 15 http://www.w3.org/TR/2001/NOTE-wsdl-20010315. March 2001.
- 2. Brillant, A.: XML cours et exercices, Eyrolles Edition. 2007.
- 3. Sparx systems, www.sparxsystems.com. 2010.
- Collins-Sussman, B., Brian, W., Fitzpatrick C., and Pilato M.: Version Control with Subversion For Subversion 1.6, Compiled from Revision3734. 2009.
- Collet, C.: Bases de données Actives: des systèmes relationnels aux systèmes à objets, search report RR965-ILSR4, IMAG Laboratory. 1996.
- Papamarkos, G., Poulovassilis, A., and Wood, P. T.: An Event-Condition-Action Language for XML, School of Computer Science and Information Systems, Birkbeck College, University of London, London WC1E 7HX.2004.