

Protocole de validation atomique anticipée des transactions distribuées temps réel dans les réseaux mobiles sans fil

Sonia Amroussi
Laboratoire Riadi- GDL
ENSI, Ecole Nationale
des Sciences de
l'informatique
Campus Universitaire de
la Manouba
Tunisie

Leila Baccouche
INSAT, Institut National
des Sciences Appliquées
et Technologies
C.U. Nord, B.P 676,
Tunis Cedex 1080,
Tunisie

Sofiane Ouni
INSAT, Institut National
des Sciences Appliquées
et Technologies
C.U. Nord, B.P 676,
Tunis Cedex 1080,
Tunisie

Henda Ben Ghzela
Laboratoire Riadi- GDL
ENSI, Ecole Nationale
des Sciences de l'informatique
Campus Universitaire de la
Manouba
Tunisie

Résumé—Dans cet article, nous présentons une proposition de protocole de validation atomique anticipée pour la validation des transactions d'une application temps réel mobile. Ce protocole utilise les «timeout» pour atteindre une décision rapide de validation ou d'abandon de la transaction globale. L'utilisation des délais minimise davantage l'impact du non fiabilité des liaisons sans fil dans les environnements mobiles et augmente le nombre de transactions à échéances respectées dans un contexte temps réel. Nous comparons à l'aide d'une simulation appropriée notre protocole avec les autres protocoles existants qui ne gèrent pas les déconnexions afin de montrer ses performances.

Mots clés : ACP, Transaction mobile temps réel, Timeout, Commit, connexion/déconnexion, échéance, probabilité, évaluation performances.

I. INTRODUCTION

Les avancées récentes dans le développement d'applications temps réel dans les réseaux mobiles sans fil, ont renouvelé l'intérêt porté à la propriété d'atomicité et aux protocoles de validation pour les transactions mobiles et temps réel en raison de leur impact sur les performances des systèmes transactionnels. Une transaction mobile temps réel est une transaction distribuée impliquant des sites mobiles communiquant sur des réseaux sans fil pendant son exécution et qui doit respecter son échéance. Il existe trois types de transactions temps réel [17]: (1) soft (si une transaction manque son échéance, le système ne l'abandonne pas immédiatement), (2) hard (une transaction qui manque son

échéance peut avoir des conséquences graves sur le système) et (3) firm (elle est abandonnée dès qu'elle manque son échéance et ses effets sont nuls). Parmi les critères de performance qui représentent un défi pour fonctionner dans les environnements mobiles, nous citons la validation le plus rapidement possible et la maximisation du nombre de transactions qui respectent leurs échéances. Réussir à concevoir un système qui permet de connaître à l'avance si les transactions peuvent respecter leurs échéances, sera une avancée importante dans ce domaine.

II. ETAT DE L'ART

Pour terminer une transaction distribuée sur plusieurs sites distants, tous les participants doivent coordonner leurs actions afin de garantir l'atomicité globale. La validation atomique a pour but d'assurer l'atomicité d'une transaction distribuée même en présence de pannes. L'atomicité est garantie par un protocole de validation atomique appelé ACP (Atomic Commitment Protocol) [1] qui permet une terminaison uniforme de l'ensemble des branches qui composent une transaction distribuée. Pour résoudre le problème de la validation distribuée dans un contexte mobile, les travaux proposés sont classés suivant deux principales approches, une basée sur l'atomicité stricte et l'autre basée sur la validation optimiste. La première approche exige une atomicité stricte comme celle assurée par le protocole de validation à deux phases 2PC (2Phase-Commit) [3] [4] et ses variantes le protocole de validation à une seule phase 1PC (One-Phase Commit) [2], le protocole PA (Presumed Abort) et le protocole PC (Presumed Commit) dans [12]. Pour les adapter à

l'environnement mobile, le M2PC (Mobile 2PC) a été proposé dans [16] qui permet de valider des transactions mobiles en cas de déconnexions des participants et gère le phénomène du Handoff [14]. Ce phénomène est le processus permettant à un mobile de franchir les frontières entre deux différentes cellules tout en étant actif. Le protocole UCM (Unilateral Commit Protocol) [5] supporte les déconnexions durant la validation et l'exécution hors ligne. Ce protocole permet aussi de diminuer les coûts des communications sans fil par la réduction du nombre de messages échangés. Ces ACP assurent l'atomicité stricte mais ils imposent des contraintes au système comme le blocage des données et le transfert du journal.

Cependant l'approche optimiste s'adapte mieux avec les besoins changeants de l'environnement mobile et dans ce cadre ils ont proposé TCOT (Timeout-based mobile Transaction Commit Protocol) dans [10] et le protocole CO2PC (Combination of Optimistic approach and 2PC) dans [20] qui ont pour but de limiter le blocage en diminuant son temps et réduire le transfert des journaux comme ils garantissent l'atomicité sémantique[15] grâce à la validation optimiste et l'utilisation de transactions de compensation en cas de panne [6].

Concernant la validation des transactions temps réel [11], plusieurs protocoles ont été aussi proposés comme le protocole PROMPT (Permits Reading Of Modified Prepared-data for Timeliness) dans [7] qui est l'un des premiers protocoles conçus pour le temps réel permettant à des transactions d'accéder à des données préparées par d'autres transactions. En d'autres termes, des transactions en phase d'incertitude peuvent prêter les données qu'elles ont mises à jour à d'autres transactions. Après, ils ont proposé dans [8] le protocole PEP (Priority Early Prepare) basé sur IPC et qui affecte la même importance à toutes les sous-transactions d'une même transaction. Cependant, dans beaucoup d'applications temps réel, on arrive souvent à distinguer des parties obligatoires et des parties optionnelles comme dans le WEP (Weighted Early Protocol) [19] afin de valider le plus rapidement possible (si toutes les sous-transactions obligatoires ont voté OUI, le coordinateur peut lancer le processus de validation sans attendre les votes des sous-transactions optionnelles). D'autres travaux se sont basés sur le principe de la duplication des données, tel que le protocole D-ANTICIP (Descending-ANTICIP) proposé dans [18] qui a opté pour la duplication des sous-transactions et le principe de relaxation de la propriété d'isolation. Ces principes permettent aux transactions temps réel d'effectuer leur validation avant l'expiration de leurs échéances. Mais le problème est le risque de surcharge du système qui est atténué grâce à une politique

efficace d'abandon de sous-transactions devenues inutiles. Dans le même cadre de ces travaux, ils ont proposé le protocole (m, k) -firm basé sur les contraintes (m, k) -firm tout en considérant une transaction temps réel distribuée composée de k sous-transactions dont m sont obligatoires, qui doivent se terminer avec succès avant leurs échéances et les autres sont optionnelles [9].

Mais tous ces travaux ne se sont pas intéressés à la validation des transactions temps réel dans un environnement mobile. Par ailleurs nous avons également constaté que les protocoles adaptés à la mobilité ne tiennent pas compte des échéances des transactions et se contentent de valider ou d'abandonner avant l'échéance et que les protocoles destinés aux applications temps réel ne traitent pas les problèmes posés par la mobilité entre autres la gestion des déconnexions. L'ensemble de ces raisons nous a conduits à proposer un protocole qui gère mieux les déconnexions et permet de respecter les échéances.

III. PROTOCOLE PROPOSE

A. Contexte de l'application

L'architecture générale du système mobile de Bases de données sur lequel se focalise notre étude est basée sur un ensemble de stations de base (BS) et un nombre de terminaux mobiles (PDA, PC..) qui représentent les unités mobiles (MU) qui sont connectés au réseau filaire fixe à travers des BS via des canaux sans fil [13].

Notre exemple peut être utilisé dans le domaine médical, il devra être possible pour un client (délégué médical, acheteur, vendeur) d'accéder à la base principale pour exécuter des transactions distribuées et pour vérifier la disponibilité d'un médicament en particulier. Chaque client est responsable de la mise à jour dans les temps de sa base de données (locale et globale). Un des problèmes posés par ce système est la déconnexion fréquente qui peut survenir entre les unités mobiles MH (Mobile Host) et le site fixe. Afin de garantir la ponctualité et la continuité des traitements des utilisateurs, il est nécessaire de gérer le mieux possible ces déconnexions tout en respectant les échéances des transactions.

L'idée de base de notre proposition est de prendre en considération la déconnexion des sites mobiles dans l'estimation des délais pour valider le plus rapidement possible.

B. Fonctionnement du protocole

Un site mobile initie la transaction et l'envoi au coordinateur. Les sous-transactions d'une transaction globale T_j sont distribuées par le coordinateur vers les sites participants mobiles. Un seuil fixé par l'administrateur permet de distinguer les sous-transactions obligatoires des sous-transactions optionnelles. Si toutes les sous-transactions obligatoires ont voté OUI, le coordinateur peut lancer le processus de validation sans attendre les votes des sous-transactions optionnelles [19].

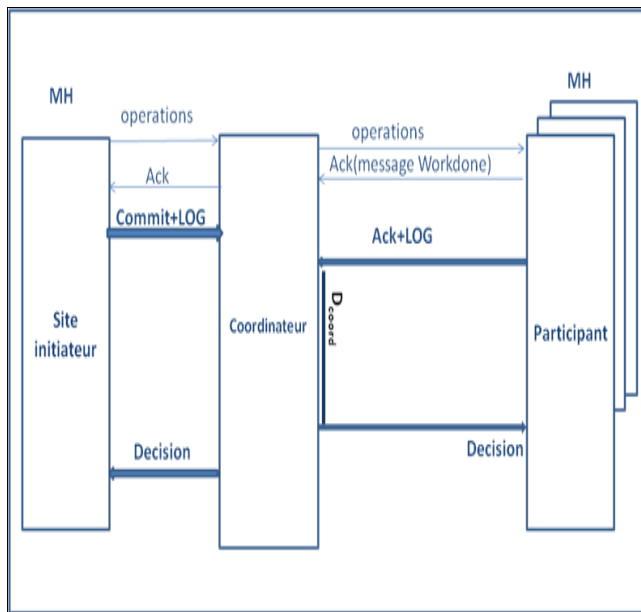


Figure 1. Scénario de la validation effectuée par le protocole proposé

Après l'exécution réussie des fragments par les participants dans Fig. 1, ils envoient leur vote de validation locale (Ack) au coordinateur. A chaque réception des votes des participants et tout en étant loin de l'échéance, le coordinateur compare le nombre de votes reçus NVR avec le nombre de sous-transactions obligatoires NSTO pour valider: s'ils sont égaux il valide, sinon il doit attendre durant D_{coord} qui est le délai d'attente du coordinateur pour décider. Ce délai est calculé selon la probabilité de connexion et de déconnexion des sites participants. Cette estimation du délai est en fonction des transitions passées des états des sites participants en se basant sur des connaissances antérieures qui décrivent son historique (déconnexion fréquente, déconnexion/reconnexion...)

Enfin, le coordinateur informe le site initiateur et les sites participants mobiles de la décision (commit ou abort).

C. Etude des probabilités et des délais

Les états que peut avoir un site mobile pendant son déplacement sont: connecté ou déconnecté. Selon les transitions effectuées entre ces états, il existe 4 types de probabilités: P11 (Probabilité de rester connecté), P22 (Probabilité de rester déconnecté), P21 (Probabilité de se reconnecter), P12 (Probabilité de se déconnecter). Les différentes transitions sont schématisées dans Fig.2:

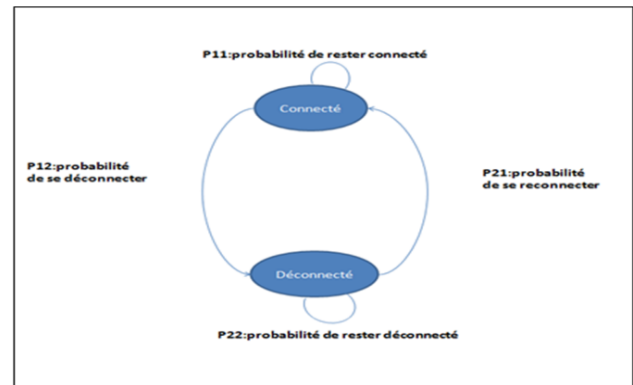


Figure 2. Diagramme d'états transitions d'un participant mobile

Sachant que :

$$\sum P_i = 1 ; P_{11} + P_{12} = 1 \text{ et } P_{22} + P_{21} = 1 \quad (1)$$

Cas1: Si le site est connecté, nous pouvons calculer les probabilités P11 et P12 du site par les formules suivantes:

$$P_{11} = \frac{\text{Nbrtransitions de } C \text{ à } C}{\text{Nbrtransitions de } C \text{ à } C \text{ ou de } C \text{ à } NC} \quad (2)$$

$$P_{12} = \frac{\text{Nbrtransitions de } C \text{ à } NC}{\text{Nbrtransitions de } C \text{ à } C \text{ ou de } C \text{ à } NC} \quad (3)$$

Cas2: Si le site est déconnecté, nous pouvons calculer les probabilités P22 et P21 du site:

$$P_{22} = \frac{\text{Nbrtransitions de } NC \text{ à } NC}{\text{Nbrtransitions de } NC \text{ à } NC \text{ ou de } NC \text{ à } C} \quad (4)$$

$$P_{21} = \frac{\text{Nbrtransitions de } NC \text{ à } C}{\text{Nbrtransitions de } NC \text{ à } NC \text{ ou de } NC \text{ à } C} \quad (5)$$

Ces probabilités de connexion/déconnexion servent à estimer les délais de réponse des sites participants mobiles afin que le coordinateur puisse anticiper sa décision de validation ou d'abandon le plus rapidement possible.

Le délai maximal D_{maxi} : est le délai maximal de la réponse du site i en tenant compte des pannes et déconnexions, il est calculé en fonction de la durée de connexion ou de déconnexion du site.

Le délai D_{mini} : est le délai minimal de la réponse du site i sans tenir compte des obstacles.

Soient les paramètres temporels suivants qui permettent de décrire l'urgence d'une transaction:

- RT : L'instant Ready-Time de la transaction, instant à partir duquel la transaction peut être lancée,
- S : L'instant Start de la transaction est l'instant effectif du lancement de la transaction en prenant en compte la file d'attente contenant d'autres transactions,
- SF : Slack factor est un nombre qui permet de faire varier le temps restant avant l'échéance de la transaction,
- E : Durée d'exécution
- D : Echéance (Deadline) est estimée comme suit :

$$D=RT+(SF * E) \tag{6}$$

Le délai moyen estimé d_{moyi} de chaque site i est calculé selon la probabilité du site connecté ou déconnecté. Deux cas de figure se présentent:

Si le site est déconnecté:

$$d_{moyi} = (P22 \times D_{max}) + (P21 \times D_{min}) \tag{7}$$

Si le site est connecté :

$$d_{moyi} = (P11 \times D_{min}) + (P12 \times D_{max}) \tag{8}$$

Le coordinateur doit attendre un délai moyen noté D_{coord} qui est égal au maximum des délais moyens d_{moy} de différents sites participants :

$$D_{coord} = \text{Max} (d_{moyi}) \tag{9}$$

D. Algorithme général du protocole

L'algorithme du coordinateur de ce protocole de validation atomique proposé est le suivant:

```

Début
Envoyer chaque sous transaction à son site
Tant que Délai  $D_{coord}$  non atteint et  $NVR < NSTO$ 
Faire
    Recevoir les votes des sites
    Si  $NVR = NSTO$  et  $\text{temps} \leq \text{Deadline}$ 
        Alors valider la transaction globale
    (commit)
    Sinon
        Attendre durant  $D_{coord} = \text{Max}(\text{délai-moyen-par-site})$ 
    Fin si
Fin Tant que
Envoyer la décision aux sites concernés par la transaction
Fin Validation
Ecrire dans le journal le résultat de l'exécution
Fin
    
```

IV. EVALUATION DES PERFORMANCES

A. Génération de l'historique de connectivité

Pour avoir une idée sur l'historique de la mobilité des participants au cours du temps, nous avons développé une simulation avec Java qui nous permet d'ajuster les paramètres de mobilité (vitesse de déplacement, nombre de points mobiles...) des participants afin de générer un fichier trace de connexion/déconnexion :



Figure 3. Interface de génération de la mobilité des sites

Nous faisons varier le nombre de stations de base BTS par ligne en l'augmentant par exemple de 4 stations de base à 8 ce qui augmente le nombre des états connecté ($C=1$ et $NC=0$) dans le fichier. Les résultats des simulations sont montrés dans Fig.4 et Fig.5:

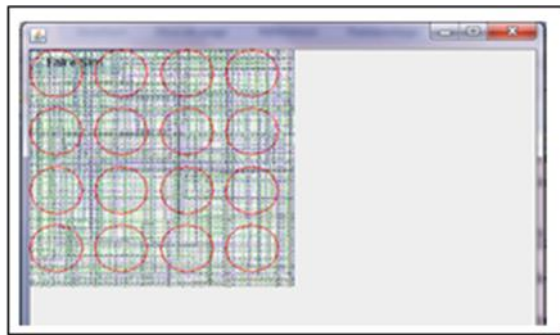


Figure 4. Simulation des mobiles avec 4BTS

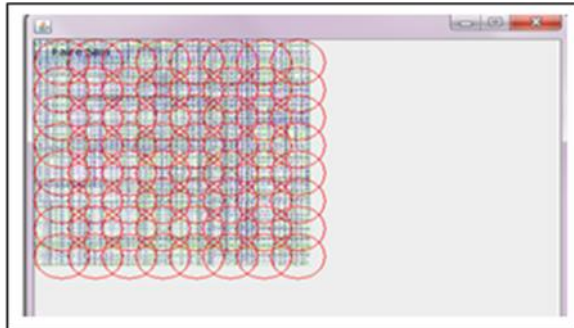


Figure 5. Simulation des mobiles avec 8BTS

Pour tester l'effet de la déconnexion sur le temps de réponse des transactions, nous supposons que l'éloignement d'un nœud mobile de la station de base à une distance supérieure à 50 mètres conduit à la déconnexion du mobile.

B. Simulation du temps de réponse

Nous avons simulé 10 transactions globales différentes en les espaçant d'un intervalle du temps prédéfini, une transaction se lance chaque 40 ms. Une fois lancée, chaque transaction est distribuée sur 5 sites mobiles participants dans son exécution. Pour chaque transaction, le programme du coordinateur effectue les calculs des délais en fonction des états des participants extraits du fichier généré précédemment. Il en tire son délai d'attente et le compare par rapport à la valeur de l'échéance pour anticiper la validation ou l'abandon.

Le résultat de cette simulation est montré dans la figure Fig.6. Nous remarquons que les résultats obtenus « avec probabilité » s'ajustent avec les anciennes valeurs réelles. Ainsi pour la transaction T5 qui a un temps de réponse réel de 140 ms, le temps estimé pour la transaction suivante est ajusté et passe de 20 ms à 50 ms ce qui réduit l'écart entre les 2 valeurs celle réelle et celle estimée.

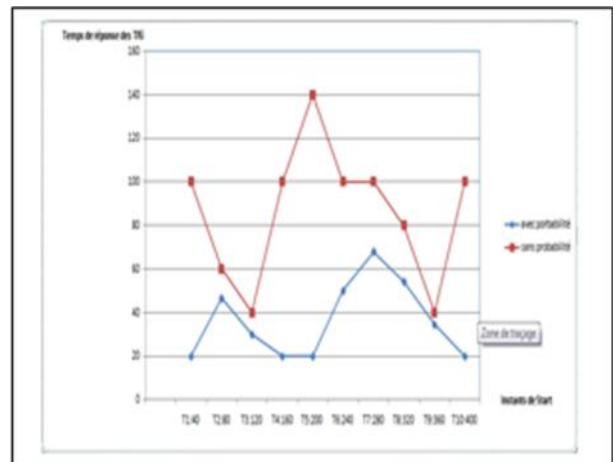


Figure 6. Temps de réponse des transactions

Par ailleurs à chaque fois qu'il y a un changement important dans les temps de réponse réels, qui s'explique par le passage par une fenêtre de déconnexion importante, les délais estimés s'ajustent pour les prochaines valeurs.

Nous pouvons ainsi conclure que plus on évolue dans le temps plus le délai moyen estimé devient stable, réaliste et s'approche du réel.

C. Taux de transactions prédites réussies

Pour pouvoir effectuer cette simulation, nous avons calculé différentes valeurs d'échéances en se basant sur la variation du facteur de latence à chaque fois dans (4):

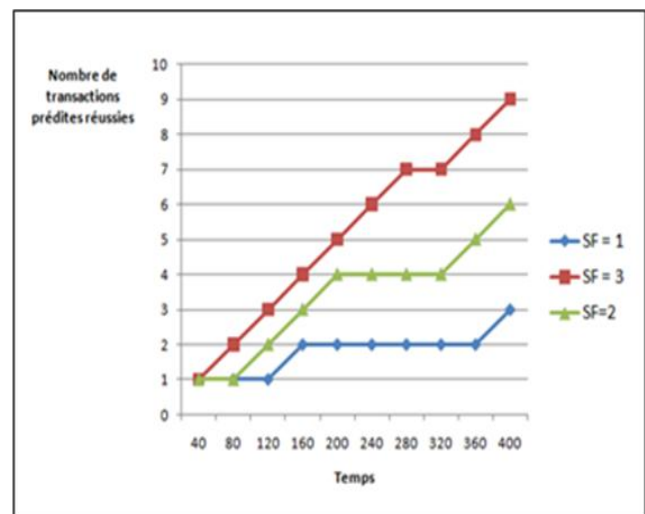


Figure 7. Taux de transactions prédites réussies

Sur Fig.7, nous remarquons que le taux de respect des transactions prédites réussies est beaucoup plus intéressant pour les transactions à échéances lointaines.

En effet, l'anticipation des transactions qui peuvent respecter leurs échéances est décidée sur la base de l'estimation des délais obtenus en tenant compte de la probabilité de déconnexion des sites pour valider le plus rapidement possible.

Notre proposition a montré de meilleures performances au niveau temps de réponse par rapport aux protocoles n'utilisant pas les timeouts. La gestion des déconnexions par ce protocole dépend des paramètres de mobilité des sites pour mieux estimer les délais et anticiper le taux de transactions prédites réussies pour valider le plus rapidement possible ou abandonner pour alléger le réseau surtout dans un contexte temps réel.

V. CONCLUSION

Dans ce papier, nous avons présenté une proposition d'un protocole de validation atomique anticipée pour les transactions distribuées temps réel mobiles. Ce protocole estime les délais en se basant sur les probabilités de connexion/déconnexion des mobiles pour anticiper la validation ou l'abandon le plus rapidement possible. A travers les simulations effectuées, cette proposition a montré ses performances par rapport aux autres protocoles en termes de réduction du temps de réponse, respect des échéances et taux d'abandon. L'idée reste toujours d'optimiser les protocoles de validation atomique des transactions distribuées afin de mieux servir les applications temps réel dans les environnements mobiles et surtout gérer les déconnexions et le problème n'est plus simplement de valider la transaction seulement mais de valider le plus tôt possible.

REFERENCES

- [1] M. Abdallah, P. Pucheral, "Validation atomique : état de l'art et perspectives", *Revue Ingénierie des Systèmes d'Information (ISI)*, Vol.5, n° 6, 1998.
- [2] M. Abdallah, R. Guerraoui, P. Pucheral, "One-Phase Commit: Does It Make Sense?", *International Conference on Parallel and Distributed Systems*, p.182, December 14-16, 1998
- [3] Y. Al-Houmaily, P. Chrysanthis, Two-phase commit in gigabit-networked distributed database. In: *Proc. of the 8th Int. Conf. on Parallel and Distributed Computing Systems (PDCS)*, pp. 554–560 (1995)
- [4] P.A. Bernstein, V. Hadzilacos, N. Goodman (1987): *Concurrency control and recovery in database systems*. USA, Addison Wesley.
- [5] C. Bobineau, P. Ucheral, M. Abdallah, "A unilateral commit protocol for mobile and disconnected computing", dans *International Conference on Parallel and Distributed Computing Systems (PDCS)*, Las Vegas, USA, 2000
- [6] C. Bobineau, C. Labbé, C.L. Roncancio, P. Serrano-Alvarado. "Performances de Protocoles Transactionnels en Environnement Mobile", dans *20èmes Journées Bases de Données Avancées (BDA)*, Montpellier, France, Octobre 2004
- [7] J. Haritsa, K. Ramamritham, R. Gupta : "The Prompt Real Time Commit Protocol", *IEEE TRANSACTIONS ON PARALLEL AND DISTRIBUTED SYSTEMS VOL. XX, NO. Y MONTH, 1999*
- [8] J. Haritsa, J. and Ramamritham, K. (2000a). Adding PEP to Real-Time Distributed Commit Processing. In *21st Real-Time Systems Symposium (RTSS'00)*, Orlando, Florida.
- [9] J. Haubert, B. Sadeg, L. Amanton : "(m,k)-Firm Real-Time Distributed Transactions". In *WIP Proceedings of EuroMicro International Conference (ECRTS'04)*, Porto, Portugal.
- [10] Kumar, N. Prabhu, M. Dunham, Y. A. Seydim, "TCOT a timeout-based mobile transaction commitment protocol", *IEEE Transactions on Computers*, Vol. 51(10) p. 1212- 1218, 2002
- [11] D. Locke "Applications and system characteristics. In *Real-Time Database Systems: Architecture and Techniques*", pages 17–26. Kluwer Academic Publishers, (2001)
- [12] C. Mohan, B. Lindsay, R. Obermarck: "Transaction management in the R* distributed data base management system", *ACM transactions on database systems*, vol. 11, n°4. 1986.
- [13] N. Nouali, H. Drias, A. Doucet, "Mobility management support for transactional applications" dans *5 Thworkshop on Applications and Services in Wireless Network (ASWN2005)*, Paris, France, 29 Juin -1 Juillet 2005.
- [14] N. Nouali, H. Drias, A. Doucet, "A Mobility-aware Two-Phase Commit Protocol", *The international Arab Journal of Information Technology*, Vol 3, N° 1, Janvier 2006.
- [15] N. Nouali, F. Chehbour, H. Drias "On performance evaluation and design of atomic commit protocols for mobile transactions", *Distrib Parallel Databases* (2010) 27: 53–94 DOI 10.1007/s10619-009- 7055-6, 2010
- [16] M. Perron, B. Bai, Low cost commit protocol for mobile computing environments, [Http://www.cs.ualberta.ca](http://www.cs.ualberta.ca), December 1999
- [17] K. Ramamritham, Real-time databases, *Distributed and Parallel Databases (Invited Paper)*, 1(2) :199–226, 1993
- [18] B. Sadeg, S. Bouzeffrane, L. Amanton, LD ANTICIP : a Protocol Suitable for Distributed Real-Time Transactions. In *Proc. of the 49th Intl. Conference on Enterprise Information Systems - Databases and Informations Systems topic (ICEIS'02)* Universidad de Castilla-La mancha, (2002a).
- [19] B. Sadeg, J. Haubert, L. Amanton, S. Bouzeffrane, WEP : an adaptation of an 1-PC Protocol to Distributed Real-Time Transactions. In *IEEE ISSPIT'02*, Marrakech, Marocco (2002b)
- [20] P. Serrano-Alvarado, "Transactions Adaptables pour les Environnements Mobiles". Thèse PhD, Université Joseph Fourier, Grenoble, France, Février 2004. B. Sadeg, "Contributions à la gestion des transactions dans les SGBD temps réel", *Habilitation à Diriger des Recherches*, 26 Novembre 2004