ROYAUME DU MAROC

OFFICE MAROCAIN DE LA PROPRIETE INDUSTRIELLE ET COMMERCIALE
---

(19)

المملكة المغربية

المكتب المغربي للملكية الصناعية و التجارية
---

(12) FASCICULE DE BREVET

(11) N° de publication :
MA 32123 B1

(51) Cl. internationale :
H04L 9/08

(43) Date de publication :
01.03.2011

(21) N° Dépôt :
32938

(22) Date de Dépôt :
18.06.2010

(30) Données de Priorité :
19.11.2007 FR 0708102

(86) Données relatives à l'entrée en phase nationale selon le PCT :
PCT/FR2008/001614 17.11.2008

(71) Demandeur(s) :
PAYCOOL DEVELOPMENT, CAP OMEGA ROND POINT BENJAMIN FRANKLIN F-34000 MONTPELLIER (FR)

(72) Inventeur(s) :
BERGSTEN, Ulrik ; GROSS, Christian ; THIEBLEMONT, Jacques

(74) Mandataire :
ABU-GHAZALEH INTELLECTUAL PROPERTY (TMP AGENTS)

(54) Titre : **PROCEDE DE PARTAGE D'UN SECRET FORT ENTRE DEUX PARTIES DONT L'UNE DISPOSE DE PEU DE PUISSANCE DE TRAITEMENT**

(57) Abrégé : L'invention concerne un procédé de partage d'un secret fort F entre deux parties (A, B) partageant préalablement un secret faible f, ce procédé de partage combinant un algorithme symétrique et un algorithme asymétrique, et consistant à utiliser un exposant e fixe et de petite taille, et à chiffrer non pas l'exposant e, mais le modulus n, au moyen du secret faible f.

RESUME

L'invention concerne un procédé de partage d'un secret fort F entre deux parties (A, B) partageant préalablement un secret faible f, ce procédé de partage combinant un algorithme symétrique et un algorithme asymétrique, et consistant à utiliser un exposant e fixe et de petite taille, et à chiffrer non pas l'exposant e, mais le modulus n, au moyen du secret faible f.

Procédé de partage d'un secret fort entre deux parties dont l'une dispose de peu de puissance de traitement

Introduction

La présente invention concerne un procédé de partage d'un secret fort entre deux parties, par combinaison de deux mécanismes cryptographiques, un mécanisme symétrique et un mécanisme asymétrique.

On a souvent besoin d'un mécanisme de transport de clé pour arriver à partager entre deux parties A, B un secret fort, tel que des clés cryptographiques.

Etat de la technique :

Il existe déjà dans l'État de la technique des solutions de sécurisation de transactions utilisant des algorithmes cryptographiques.

Selon l'une des solutions existantes dans l'État de la technique, on échange un secret chiffré, le chiffrement se faisant au moyen d'un algorithme asymétrique à l'aide d'une clé publique, l'algorithme asymétrique étant typiquement de type RSA (inventé par Rivest, Shamir, et Adelman). Selon cet algorithme :

- on tire un aléa donc le secret du côté d'une première partie A ;
- on chiffre l'aléa avec la clé publique de l'autre partie B ;
- puis A communique le secret ainsi chiffré à B qui n'a plus qu'à le déchiffrer, de sorte que le secret se trouve alors partagé entre A et B.

Ceci suppose que d'une part la partie A qui transmet le secret ait la capacité de réaliser le chiffrement, et que d'autre part la partie B qui reçoit le secret chiffré ait elle-même la capacité de déchiffrer le secret ainsi reçu.

Bien entendu la force du secret ainsi partagé entre A et B est plafonnée par la force de la clé publique utilisée. Pour protéger la transmission du secret il est nécessaire d'utiliser des clés asymétriques de longueur suffisante par rapport à la force du secret. Plus la longueur de la clé est importante plus les moyens de calcul nécessaires au chiffrement ou au déchiffrement doivent être importants si on veut pouvoir réaliser ces opérations dans des temps compatibles avec l'attente d'un utilisateur.

Dans la suite, on considérera qu'un secret est réputé faible, s'il est mémorisable par un individu, et s'il est attaquable par une méthode dite de force brute.

Inversement, un secret sera réputé fort, si son expression est suffisamment longue pour ne pas pouvoir être mémorisée par un utilisateur, et s'il ne peut pas être attaqué par une méthode dite de force brute, avec la puissance des moyens actuels de traitement de données.

On voit donc que le procédé connu d'échange de clé mentionné plus haut et utilisant un algorithme asymétrique ne pose pas de problème particulier lorsque les deux parties A et B ont chacune une puissance de calcul suffisante pour utiliser une clé publique de force suffisante.

Mais un problème nouveau peut apparaître dans le cas où au moins l'une des deux parties A ou B possède des moyens de calcul relativement limités, qui en eux-mêmes ne permettent pas l'utilisation, lors du processus de partage, de clés asymétriques assurant un très bon niveau de sécurité.

Un tel cas de figure peut notamment se produire lorsque l'une des parties est un serveur de transaction, notamment un serveur bancaire, réputé apte à utiliser des clés de force suffisante, alors que l'autre partie est un simple téléphone mobile équipé d'une carte SIM sans crypto-processeur. Or ce cas de figure pourra de plus en plus souvent être rencontré dans le cadre de transactions dites de paiement mobile entre un téléphone mobile déjà équipé d'une telle carte SIM et un serveur de transaction de paiement.

En effet, dans le cas du chiffrement d'un secret en utilisant une clé publique RSA de 1024 bits, on constate qu'un temps de traitement de l'ordre de 20 minutes serait nécessaire sur une carte SIM sans crypto-processeur. D'autres algorithmes asymétriques donnent des résultats sensiblement équivalents et en tout état de cause insuffisants pour résoudre le problème.

Or la résolution de ce problème nouveau permettrait notamment d'éviter le remplacement des cartes SIM existantes dépourvues de crypto-processeur, qui constituent un parc important. Elle permettrait aussi d'éviter de passer à des cartes à crypto-processeur pour les nouvelles cartes SIM, sachant que de telles cartes présentent un surcoût significatif.

Mais le problème technique posé et sa solution envisagée plus loin n'ont pas vocation à se limiter au contexte particulier des transactions utilisant des cartes SIM, qui n'est cité dans la suite qu'à titre d'exemple non limitatif.

Un autre problème réside dans la taille du code implémentant l'algorithme de chiffrement asymétrique, qu'il est impératif d'optimiser en taille, au détriment des performances de rapidité. Ce problème est là encore particulièrement important dans l'environnement d'une carte SIM qui a peu de ressources mémoire.

Un but de l'invention est de résoudre les problèmes techniques posés ci-dessus.

Un but de l'invention est donc de proposer un procédé de partage d'un secret fort entre deux parties dont l'une au moins dispose de peu de puissance de traitement, permettant d'effectuer le partage d'un secret fort entre ces deux parties, dans un temps suffisamment court, notamment de moins d'une minute, pour être compatible avec les attentes des utilisateurs du procédé.

Une alternative connue pour raccourcir le temps de traitement consiste à passer d'une paire de clés asymétriques unique pour l'ensemble du système, à l'attribution d'une paire de clés à chaque utilisateur. Ceci permettrait d'accepter un léger affaiblissement de la sécurité, permettant ainsi d'utiliser des clés plus courtes et donc de raccourcir les temps de traitement.

Mais en pratique, des expérimentations réalisées avec des clés publiques de 768 bits de long à l'aide d'un processeur standard de carte SIM ont montré qu'un temps de traitement de 10 minutes est malgré tout nécessaire pour le partage de secret, ce qui est encore trop dans le cadre de l'application de paiement mobile envisagée.

En réalité, avec la puissance des processeurs actuels utilisés dans les cartes SIM des téléphones mobiles, seules des clés de 320 bits peuvent être utilisées dans un mécanisme cryptographique asymétrique de type RSA sans pénaliser de façon intolérable le temps de traitement. Mais il est devenu clair qu'une clé RSA de 320 bits ne représente plus un obstacle suffisant contre une attaque même simple menée contre la sécurité du système, même s'il y a des clés différentes pour chaque utilisateur.

En effet, avec des clés de 320 bits, la sécurité peut être compromise par un attaquant à l'aide d'un simple PC avec quelques heures de calcul, ce qui est un risque inacceptable, même pour la sécurité d'un seul utilisateur.

Une autre alternative déjà examinée dans l'état de la technique a consisté à renforcer la force d'un algorithme asymétrique grâce à l'existence d'un secret faible partagé au préalable entre les deux parties A et B.

La littérature a montré en effet qu'il existe une certaine équivalence entre la force des clés des algorithmes symétriques et la force des clés des algorithmes asymétriques. Ainsi on considère habituellement qu'avec une clé RSA 1024 bits, on a une force équivalente à une clé de 80 bits utilisée avec un algorithme symétrique.

Il en découle qu'il n'est pas possible de transporter sans perte une clé secrète de plus de 80 bits au moyen de son chiffrement par une clé publique de 1024 bits.

Supposons qu'on ait un tel besoin, sans pouvoir utiliser une clé publique de force supérieure, notamment pour des raisons de puissance de calcul insuffisante.

Supposons par ailleurs que les deux parties A, B partagent déjà un secret, appelé ici secret faible, qui peut être dans l'application envisagée, un code PIN de six ou neuf chiffres.

Mais il s'avère qu'on ne renforce pas la force d'un secret en combinant directement un mécanisme symétrique et un mécanisme asymétrique, car il reste possible d'attaquer de façon autonome le chiffrement symétrique ou le chiffrement asymétrique.

En effet, illustrons cette impasse par la cryptographie RSA.

Supposons qu'on chiffre d'abord l'aléa tiré par la première partie A, à l'aide du secret faible partagé, au moyen d'un algorithme symétrique de type DES (pour « Data Encryption Standard » en terminologie anglo-saxonne) ou AES (pour « Advanced Encryption Standard »), puis que l'on chiffre le résultat par la clé publique RSA de l'autre partie B. On obtient un secret réputé fort, et un oracle est fourni par une utilisation quelconque de ce secret supposé fort.

En fait, pour découvrir le secret fort, donc l'aléa tiré par A, il suffit de commencer par factoriser le modulus, partie prenante de la clé publique, et donc d'en déduire immédiatement la clé privée de l'autre partie B. Il est alors possible de déchiffrer le message, puis de s'attaquer au chiffrement symétrique basé ici sur un secret faible, en testant le message déchiffré par rapport à l'oracle.

De même, en sens inverse, où on chiffre d'abord l'aléa tiré par A avec la clé publique avant de sur-chiffrer par le secret faible, on arrive à la même faiblesse, c'est-à-dire que là aussi il est possible d'attaquer de façon autonome les deux chiffrements.

Cela est simplement dû au principe même de l'algorithme asymétrique encore appelé à clé publique.

Il est ainsi possible de trouver indirectement la clé privée correspondant à la clé publique, non seulement par résolution d'un logarithme discret basé sur un oracle, mais surtout aussi directement par factorisation du modulus commun à la clé publique et à la clé privée.

Une alternative connue, décrite dans l'article intitulé « Encrypted Key Exchange : password-based protocols secure against dictionary attacks », de Steven M. Bellowin et Michale Merritt, publié dans « Proceedings of the IEEE Symposium on Research in Security and Privacy, Oakland, May 1992 », consiste à proposer une solution permettant aux deux parties A et B de se mettre d'accord en toute sécurité sur un secret fort construit par combinaison d'un mécanisme symétrique utilisant le secret faible, et d'un mécanisme asymétrique de force inférieure à celle du secret fort.

Afin d'éviter la difficulté évoquée, l'alternative décrite dans l'article de Bellowin & Merritt met en œuvre l'idée de garder la "clé publique" de A secrète en la communicant à l'autre partie B sous forme chiffrée au moyen du secret faible.

Or une clé publique RSA est constituée d'un modulus n facteur de deux nombres premiers, et d'un exposant e. Bellowin & Merritt ont considéré que pour être efficace, le chiffrement par secret faible de la clé publique RSA doit porter sur des éléments qu'il n'est pas possible de distinguer d'un aléa. D'où leur choix de chiffrer l'exposant e, choisi de façon aléatoire, plutôt que le modulus n. Or en prenant un exposant aléatoire donc potentiellement et probablement grand, le temps de chiffrement sur une SIM sans crypto-processeur reste prohibitif. De plus, le modulus étant communiqué en clair et de relativement petite taille, il est assez facile et rapide de le factoriser de façon autonome, ouvrant la voie à une attaque par force brute sur le seul secret faible. Donc la piste proposée par cet article ne permet pas de résoudre le problème posé.

Le principe de l'invention au contraire consiste à explorer la piste écartée par Bellowin & Merritt, et donc de chiffrer non pas l'exposant, mais le modulus, au moyen du secret faible. En outre, au lieu d'utiliser un exposant aléatoire et potentiellement grand, l'invention propose d'utiliser un exposant petit et fixe, par exemple 3, qui reste public.

Il va être démontré que dans ce cadre, la combinaison du mécanisme symétrique et du mécanisme asymétrique entraîne bien comme l'avaient prévu Bellowin & Merritt une déperdition de la force du secret, mais que celle-ci reste acceptable dans le cadre des applications envisagées, et qu'elle peut même être compensée.

Description détaillée de la solution proposée par l'invention:

Le procédé selon l'invention va maintenant être décrit plus en détail en référence à la Figure 1.

Soient deux parties A et B qui partagent au préalable un secret faible, noté f, par exemple un mot de passe de quelques digits, notamment un mot de passe de 6 à 9 digits, soit 20 à 30 bits en code binaire. Le secret faible f est de préférence à usage unique pour un utilisateur donné, ce qui évitera la possibilité d'attaques dites par partition.

L'objectif est d'arriver pour A et B à se mettre d'accord en toute sécurité sur un secret fort, noté F, en utilisant le secret faible f et une paire de clés RSA de force inférieure à celle du secret fort F visé.

Pour commencer, le procédé comporte une étape consistant à choisir un exposant public e de petite taille, qui sera un paramètre du procédé. On choisira par exemple pour e une valeur parmi les suivantes : 3, 17, 65537.

Ensuite, le procédé consiste à faire effectuer par les parties (A, B) les opérations suivantes :

A va effectuer les opérations suivantes :

1. tirer au hasard deux nombres premiers p, q de taille suffisante, et calculer un modulus n = p*q, le signe * étant utilisé ici et dans la suite pour désigner l'opération de multiplication;
2. à partir du modulus n et de l'exposant e, construire une paire de clés de l'algorithme asymétrique, à savoir une clé publique K1 = (n, e) et une clé privée K2 = (n, d) où d est l'exposant privé correspondant à l'exposant public e, à savoir $d = e^{-1}$ modulo (p-1)*(q-1);
3. tirer un aléa destiné à être utilisé comme sel S, et chiffrer le modulus n par l'algorithme symétrique en utilisant comme clé une clé KS dérivée du secret faible f et du sel S à l'aide d'une fonction de type kdf(f,S) ;

4. concaténer le sel S et le modulus n ainsi chiffré (noté C_0) et transmettre à B le message $M = C_0 + S$ ainsi constitué ;

Ensuite, B communique en réponse au message M transmis par A ce secret fort F chiffré avec adjonction éventuelle de bits de formatage, au moyen de la clé publique K1 constituée par le couple (n, e). Dans le détail, B va :

5. dériver la clé KS à partir du secret faible f, et du sel S extrait du message M transmis par A à l'aide d'une fonction de type kdf(f,S);
6. déchiffrer le modulus n tel que chiffré par A, à l'aide de l'algorithme symétrique et en utilisant comme clé ladite clé KS;
7. tirer un aléa, qui constitue le secret fort F;
8. chiffrer, avec adjonction éventuelle de bits de formatage, le secret fort F à l'aide de l'algorithme asymétrique et de la clé publique K1 = (n, e) et communiquer à A le secret fort F ainsi chiffré, noté C_1.

Finalement, A va effectuer les opérations suivantes :

9. déchiffrer le secret fort chiffré C_1 tel que transmis par B, au moyen de l'algorithme asymétrique, en utilisant la clé privée K2 = (n, d), et en laissant de côté les éventuels bits de formatage.

Il en résulte qu'à la fin de ces traitements par A et par B, les deux parties A et B sont toutes deux en possession du secret fort F qui est alors partagé.

Selon un mode de réalisation préféré de l'invention, l'algorithme asymétrique est de type RSA. L'algorithme symétrique est notamment type DES ou AES.

Selon une variante avantageuse de l'invention, au lieu de chiffrer un modulus n = p*q, la première partie A calcule n1 = (n-1)/2 et applique à n1 l'étape de chiffrement par l'algorithme symétrique, et la partie B reconstitue ensuite le modulus n en calculant n = n1*2 + 1.

Cela permet de chiffrer une quantité n1 dont on ne peut présumer la parité alors que n, étant le produit de deux grands nombres premiers, est impair.

Le procédé selon l'invention est particulièrement adapté au cas où l'une des parties (A) est un serveur, notamment un serveur de transaction de paiement mobile, l'autre partie (B) étant une partie avec des ressources de calcul limitées, comme par exemple une carte à microprocesseur, notamment une carte SIM.

Analyse de la solution :

Un tiers pourrait observer les échanges entre A et B mais on suppose qu'il ne connaît pas leur secret faible f.

Le tiers ne peut pas directement factoriser le modulus n (qui est chiffré) et ainsi trouver la clé privée lui permettant de trouver le secret fort F transmis par B à A.

En effet, il ne connaît pas le modulus n , celui-ci étant dynamique et propre à chaque utilisateur et communiqué chiffré par A à B.

Il est en fait obligé de tester toutes les combinaisons possibles du secret faible f, ce qui lui donne alors des modulus possibles. Mais il doit ensuite factoriser chacun de ces modulus candidats pour enfin être capable de trouver le secret fort F par déchiffrement.

Autrement dit la force du secret faible f et de la paire de clés RSA utilisée se combinent effectivement, c'est-à-dire s'additionnent.

La combinaison entraine néanmoins une certaine déperdition de force D car le tiers pourra rapidement éliminer des candidats intermédiaires dans la mesure où il ne s'agit pas souvent d'un produit de deux nombres premiers, chacun étant de taille significative comme dans le cas d'un modulus utilisé pour une paire de clés RSA.

Evaluation de la déperdition de force :

Partons du théorème bien connu de la densité des nombres premiers (c'est-à-dire le nombre de nombres premiers inférieur à un nombre X, le tout divisé par X) : cette densité tend vers 1/Ln X.

Or en cryptographie RSA, le modulus est le produit de 2 nombres premiers.

D'où la question : quelle est la probabilité qu'un nombre X puisse s'exprimer sous la forme d'un produit de 2 nombres premiers ?"

Pour tenter d'y répondre, l'idée est, plutôt que de chercher à estimer directement la probabilité P en question, de raisonner en terme de génération d'un nombre X d'une taille N (N étant sa taille en nombre de bits) à partir de deux facteurs.

On suppose que pour être difficile à factoriser, le plus petit facteur devra être premier et d'une taille par exemple supérieure à N/3, soit T sa taille (comprise entre N/3 et N/2).

La probabilité qu'un tel nombre soit premier est de l'ordre de $1/\text{Ln } 2^T$

Le reste est d'une taille de l'ordre de N-T

La probabilité que ce reste soit premier est de l'ordre de $1/\text{Ln } 2^{(N-T)}$

Au total, la probabilité est de $1/(\text{Ln } 2^T * \text{Ln } 2^{(N-T)})$

Ensuite, pour calculer la totalité de la probabilité P, il suffit de faire varier T de N/3 à N/2 en sommant les résultats partiels.

Or $\text{Ln } 2^T = T*\text{Ln } 2$ et $\text{Ln } 2^{(N-T)} = (N-T)*\text{Ln } 2$. Le résultat partiel peut donc s'écrire : $1/(\text{Ln } 2)^2/(T*(N-T))$.

On sait que la somme pour T variant de N/3 à N/2 de $1/(T*(N-T))$ est approchée par l'intégrale de N/3 à N/2 de $dt/(t*(N-t))$.

Pour calculer cette intégrale, on fait un changement de variable : on pose $t = N/2*(1-x)$ et il reste à calculer l'intégrale de 1/3 à 0 de $-2/N/(\text{Ln } 2)^2*dx/(1-x^2)$.

Or la primitive de $dx/(1-x^2)$ est $1/2*\text{Ln}((1+x)/(1-x))$.

D'où le résultat du calcul de l'intégrale, c'est-à-dire P : $1/N/\text{Ln } 2$ ou encore $1/\text{Ln } 2^N$ c'est à dire précisément la densité des nombres premiers inférieurs ou égaux à 2^N.

En fait, si le critère de taille T du facteur premier le plus petit varie, on voit que dans tous les cas, la probabilité recherchée reste proportionnelle à la densité des nombres premiers inférieurs ou égaux à 2^N, le facteur de proportionnalité ne dépendant pas de N.

Ainsi avec un seuil pour T de N/3, le facteur de proportionnalité est de Ln 2/Ln 2, soit 1. Avec un seuil de N/4, le facteur de proportionnalité passe à environ 1,6 (Ln 3/Ln 2). Avec un seuil de N/5 on obtient 2 (Ln 4/ln 2). Et avec un seuil de N/6 le facteur de proportionnalité augmente jusqu'à environ 2,3 (Ln 5/Ln 2). Et ainsi de suite.

Ce résultat assez remarquable représente la probabilité de tomber sur un nombre produit de 2 grands nombres premiers.

Plus cette probabilité est petite, plus la déperdition est grande. En effet, cela réduit d'autant le nombre de tentatives à effectuer jusqu'au bout dans une attaque par force brute.

Le nombre de bits de déperdition, soit D, est donné par la relation suivante :

$1/P = 2^D$

Dans la variante où on chiffre n1 plutôt que n, on réduit la déperdition de 1 bit (la probabilité P est doublée).

Concrètement, cela signifie qu'en mettant en œuvre la présente solution avec une paire de clés RSA d'une longueur de N bits et en choisissant le nombre premier p d'une longueur aléatoire comprise entre N/2 et N/5 (donc le nombre premier q d'une longueur complémentaire à N), 1/P est de l'ordre de N*Ln 2/2/2, soit N*Ln 2 / 4 :

Par exemple, en prenant N=1024, on a 1/P égal à environ 179, donc compris entre 2^7 et 2^8, d'où une déperdition D d'au plus 8 bits.

Ainsi avec d'autres exemples pour N :

- si N est de 320 bits, la déperdition de force due à la combinaison est équivalente à 6 bits en symétrique ;
- si N est de 512 bits, la déperdition est équivalente à 7 bits en symétrique.

Autrement dit, en combinant un chiffrement symétrique au moyen d'un secret faible f de par exemple 30 bits (soit à peu près un PIN de 9 chiffres décimaux) et un chiffrement asymétrique au moyen d'une paire de clés de 1024 bits, équivalent à une force de 80 bits en symétrique, on obtient au total une force de 30 + 80 - 8 = 102 bits en symétrique.

A noter que selon un aspect de l'invention, on peut compenser cette déperdition de force de D bits en prévoyant 2^D boucles dans la dérivation de la clé à partir du sel et du secret faible f. Ce procédé est connu sous le nom de « password-based key derivation function ». On arrive ainsi dans l'exemple pris ci-dessus, où N est égal à 1024 et D = 8, à

une force de 30 +80 – 8 + 8 = 110 bits en symétrique, soit à peu près à la force du Triple-DES.

Cette force est suffisante pour résister à toutes les attaques connues avec les moyens de calculs actuels et prévisibles à moyen terme.

Avantages de l'invention :

L'invention permet de répondre au but fixé, de sorte qu'il est possible de calculer et de transporter un secret fort F entre deux parties A, B, tout en faisant en sorte que la charge de calcul au niveau de la partie faible B reste inférieure à celle qui serait nécessaire en utilisant uniquement un algorithme asymétrique pour le calcul et le transfert du secret fort.

Autrement dit on peut réellement additionner la force du secret faible f et de la paire de clés RSA en optimisant le temps d'exécution et la taille du code côté client. Cela peut notamment être utile lorsque le client est implémenté dans une carte SIM sans crypto - processeur mais disposant d'un moteur DES performant.

REVENDICATIONS

1. Procédé de partage d'un secret fort F entre deux parties (A, B) partageant préalablement un secret faible f, ce procédé de partage combinant un algorithme symétrique et un algorithme asymétrique, caractérisé par le choix d'un exposant public e de petite taille et par le fait qu'il comporte les étapes successives consistant à faire effectuer par les parties (A, B) les opérations suivantes :
   - pour A :
     1. tirer au hasard deux nombres premiers p, q et calculer un modulus n = p*q ;
     2. à partir du modulus n et de l'exposant e, construire une paire de clés de l'algorithme asymétrique, à savoir une clé publique K1 = (n, e) et une clé privée K2 = (n, d) où d est l'exposant privé correspondant à l'exposant public e ;
     3. tirer un aléa destiné à être utilisé comme sel S, et chiffrer le modulus n par l'algorithme symétrique en utilisant comme clé une clé KS dérivée du secret faible f et du sel S ;
     4. concaténer le sel S et le modulus n ainsi chiffré (C_0) et transmettre à B le message M ainsi constitué ;
   - pour B :
     5. dériver la clé KS à partir du secret faible f, et du sel S extrait du message M transmis par A ;
     6. déchiffrer le modulus n tel que chiffré par A, à l'aide de l'algorithme symétrique et en utilisant comme clé ladite clé KS;
     7. tirer un aléa, qui constitue le secret fort F;
     8. chiffrer le secret fort F à l'aide de l'algorithme asymétrique et de la clé publique K1 = (n, e) et communiquer à A le secret fort F ainsi chiffré ;
   - pour A :
     9. déchiffrer le secret fort F tel que transmis chiffré par B, au moyen de l'algorithme asymétrique, en utilisant la clé privée K2 = (n, d), de sorte qu'à

la fin de ces traitements par A et par B, les deux parties A et B sont toutes deux en possession du secret fort F.

2. Procédé selon la revendication 1, caractérisé en ce que l'algorithme asymétrique est de type RSA (Rivest, Shamir, Adelman) .

3. Procédé selon la revendication 1, caractérisé en ce que l'algorithme symétrique est de type DES ou AES.

4. Procédé selon l'une quelconque des revendications précédentes, caractérisé en ce qu'au lieu de chiffrer un modulus n = p*q, la première partie A calcule n1 = (n-1)/2 et applique à n1 l'étape de chiffrement par l'algorithme symétrique, et la partie B reconstitue le modulus n en calculant n = n1*2 + 1.

5. Procédé selon l'une quelconque des revendications précédentes, caractérisé en ce qu'il comporte une étape consistant à renforcer de D bits la force du secret fort en utilisant 2^D boucles dans l'étape de calcul de la clé dérivée à partir du sel S et du secret faible f.

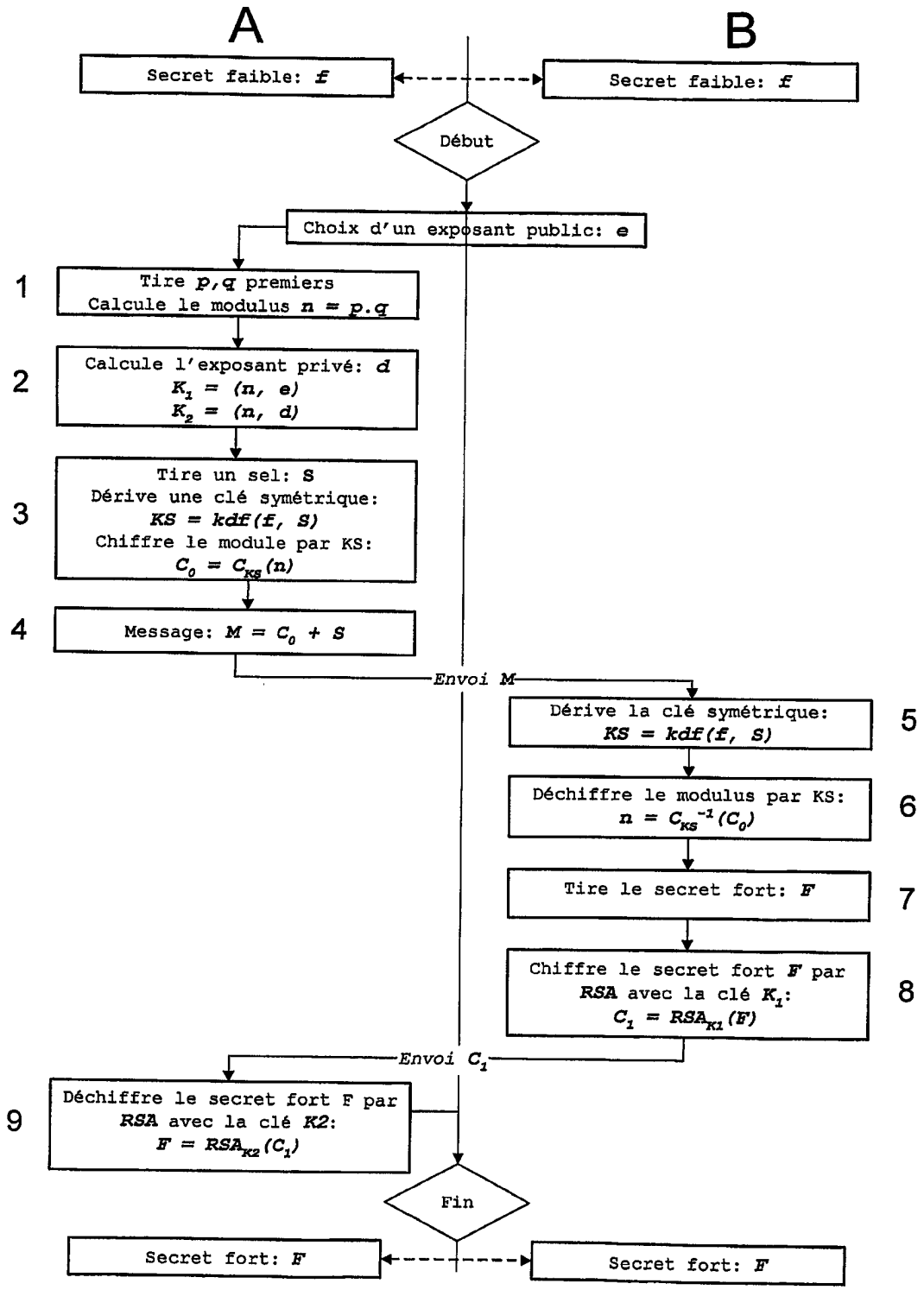
6. Procédé selon l'une quelconque des revendications précédentes, caractérisé en ce que l'une des parties (A) est un serveur, notamment un serveur de transaction de paiement mobile.

7. Procédé selon l'une quelconque des revendications précédentes, caractérisé en ce que l'autre partie (B) est une partie avec des ressources de calcul limitées.

8. Procédé selon la revendication 7, caractérisé en ce que l'autre partie (B) est une carte à microprocesseur, notamment une carte SIM.

9. Procédé selon la revendication 1, caractérisé en ce que l'exposant public prend l'une des valeurs parmi 3, 17 ou 65537.

FIGURE 1


A
B
Secret faible: f
Secret faible: f
Début
Choix d'un exposant public: e
1
Tire p,q premiers
Calcule le modulus n = p.q
2
Calcule l'exposant privé: d
K1 = (n, e)
K2 = (n, d)
3
Tire un sel: S
Dérive une clé symétrique:
KS = kdf(f, S)
Chiffre le module par KS:
C0 = CKS(n)
4
Message: M = C0 + S
Envoi M
Dérive la clé symétrique:
KS = kdf(f, S)
5
Déchiffre le modulus par KS:
n = CKS-1(C0)
6
Tire le secret fort: F
7
Chiffre le secret fort F par
RSA avec la clé K1:
C1 = RSAK1(F)
8
Envoi C1
9
Déchiffre le secret fort F par
RSA avec la clé K2:
F = RSAK2(C1)
Fin
Secret fort: F
Secret fort: F