(12) DEMANDE INTERNATIONALE PUBLIÉE EN VERTU DU TRAITÉ DE COOPÉRATION EN MATIÈRE DE BREVETS (PCT)

(19) Organisation Mondiale de la Propriété Intellectuelle
Bureau international

(43) Date de la publication internationale
6 décembre 2007 (06.12.2007)

PCT

(10) Numéro de publication internationale
WO 2007/138204 A1

(51) Classification internationale des brevets :
H04L 9/08 (2006.01) *H04N 7/167* (2006.01)
H04L 9/30 (2006.01)

(21) Numéro de la demande internationale :
PCT/FR2007/051214

(22) Date de dépôt international : 4 mai 2007 (04.05.2007)

(25) Langue de dépôt : français

(26) Langue de publication : français

(30) Données relatives à la priorité :
0604853 31 mai 2006 (31.05.2006) FR

(71) Déposant *(pour tous les États désignés sauf US)* : **FRANCE TELECOM** [FR/FR]; 6 place d'Alleray, F-75015 Paris (FR).

(72) Inventeur; et

(75) Inventeur/Déposant *(pour US seulement)* : **DELERABLEE, Cécile** [FR/FR]; 28 rue de Cheux, F-14000 Caen (FR).

(74) Mandataire : **FRANCE TELECOM/R & D/PIV/BREVETS**; RENARD Béatrice, 38/40 rue du Général Leclerc, F-92794 Issy Moulineaux Cedex 9 (FR).

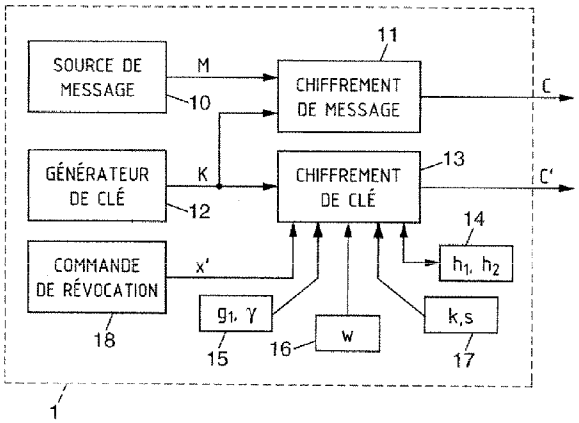
(81) États désignés *(sauf indication contraire, pour tout titre de protection nationale disponible)* : AE, AG, AL, AM, AT, AU, AZ, BA, BB, BG, BH, BR, BW, BY, BZ, CA, CH, CN, CO, CR, CU, CZ, DE, DK, DM, DZ, EC, EE, EG, ES, FI, GB, GD, GE, GH, GM, GT, HN, HR, HU, ID, IL, IN, IS, JP, KE, KG, KM, KN, KP, KR, KZ, LA, LC, LK, LR, LS, LT, LU, LY, MA, MD, MG, MK, MN, MW, MX, MY, MZ, NA, NG, NI, NO, NZ, OM, PG, PH, PL, PT, RO, RS, RU, SC, SD, SE, SG, SK, SL, SM, SV, SY, TJ, TM, TN, TR, TT, TZ, UA, UG, US, UZ, VC, VN, ZA, ZM, ZW.

(84) États désignés *(sauf indication contraire, pour tout titre de protection régionale disponible)* : ARIPO (BW, GH, GM, KE, LS, MW, MZ, NA, SD, SL, SZ, TZ, UG, ZM, ZW), eurasien (AM, AZ, BY, KG, KZ, MD, RU, TJ, TM), européen (AT, BE, BG, CH, CY, CZ, DE, DK, EE, ES, FI, FR, GB, GR, HU, IE, IS, IT, LT, LU, LV, MC, MT, NL, PL,

[Suite sur la page suivante]

(54) Title: CRYPTOGRAPHIC METHOD WITH INTEGRATED ENCRYPTION AND REVOCATION, SYSTEM, DEVICE AND PROGRAMS FOR IMPLEMENTING THIS METHOD

(54) Titre : PROCEDE CRYPTOGRAPHIQUE A CHIFFREMENT ET REVOCATION INTEGRES, SYSTEME, DISPOSITIF ET PROGRAMMES POUR LA MISE EN OEUVRE DU PROCEDE



10 MESSAGE SOURCE
12 KEY GENERATOR
18 REVOCATION CONTROL
11 MESSAGE ENCRYPTION
13 KEY ENCRYPTION

(57) **Abstract:** A first entity (1) includes a secret encryption key (g_1, γ) of an encryption diagram which can accept a plurality of encryption keys. A plurality of decoders have respective encryption keys, each incorporating a respective key index. The method comprises an encryption operation, wherein a value is taken as a variable element (s) and a ciphertext (C') is calculated from the data to be transmitted (K) and at least from the value taken as the variable element and the secret encryption key. An operation for revoking a decryption key is integrated into an encryption operation performed with a value of the variable element (s) based on the index key (x') of one of the decryption keys, which will be used during an operation for tracking illegitimate decoders.

[Suite sur la page suivante]

WO 2007/138204 A1

PT, RO, SE, SI, SK, TR), OAPI (BF, BJ, CF, CG, CI, CM, GA, GN, GQ, GW, ML, MR, NE, SN, TD, TG).

Déclaration en vertu de la règle 4.17 :

— *relative à la qualité d'inventeur (règle 4.17.iv))*

Publiée :

— *avec rapport de recherche internationale*

— *avant l'expiration du délai prévu pour la modification des revendications, sera republiée si des modifications sont reçues*

En ce qui concerne les codes à deux lettres et autres abréviations, se référer aux "Notes explicatives relatives aux codes et abréviations" figurant au début de chaque numéro ordinaire de la Gazette du PCT.

(57) Abrégé : Une première entité (1) dispose d'une clé de chiffrement secrète (g_1, γ) d'un schéma de chiffrement admettant plusieurs clés de déchiffrement. Plusieurs décodeurs disposent de clés de déchiffrement respectives incorporant chacune un index de clé respectif. Le procédé comprend une opération de chiffrement dans laquelle une valeur est prise pour un élément variable (s) et un cryptogramme (C') est calculé à partir de données à transmettre (K) et d'au moins la valeur prise pour l'élément variable et la clé de chiffrement secrète. Une opération de révocation de clé de déchiffrement est intégrée à une opération de chiffrement effectuée avec une valeur de l'élément variable (s) prise en fonction de l'index de clé (x') de l'une des clés de déchiffrement, ce qui sera utilisé lors d'une opération de traçage de décodeurs illégitimes.

PROCEDE CRYPTOGRAPHIQUE A CHIFFREMENT ET REVOCATION INTEGRES, SYSTEME, DISPOSITIF ET PROGRAMMES POUR LA MISE EN ŒUVRE DU PROCEDE

La présente invention concerne les techniques cryptographiques utilisées notamment pour sécuriser la diffusion de contenus.

Elle s'applique en particulier au cas où une entité (fournisseur) veut diffuser un contenu sur un canal public, non sécurisé, de telle sorte que seuls des utilisateurs légitimes soient capables de lire ce contenu. Les utilisateurs légitimes sont par exemple ceux qui ont payé un droit d'accès. Le fournisseur désire que le contenu reste confidentiel auprès des utilisateurs illégitimes, ce qui requiert l'utilisation d'un schéma de chiffrement particulier admettant, pour une même clé de chiffrement, plusieurs clés de déchiffrement différentes mais équivalentes. Chaque clé est initialement inscrite dans la mémoire d'un dispositif de déchiffrement tel qu'un décodeur remis à chaque utilisateur légitime.

Dans ce contexte, il est souhaitable d'empêcher ou de dissuader la fabrication de décodeurs illégitimes (pirates), ainsi que la diffusion de clés illégitimes, sur le réseau Internet par exemple. Lorsqu'on met la main sur une telle clé ou un tel décodeur illégitime, il est utile de disposer d'un moyen permettant de déterminer l'identité d'au moins un utilisateur légitime (traître) ayant contribué à sa mise au point. Cette capacité est appelée traçabilité.

Une autre opération utile dans ce contexte d'application de la cryptographie est celle consistant à révoquer les clés de déchiffrement de certains utilisateurs. Elle permet au fournisseur de désactiver certaines clés de déchiffrement de son choix. Une clé désactivée (ou révoquée) ne peut servir à déchiffrer de manière correcte un contenu chiffré postérieurement à la révocation.

Dans une application typique, le fournisseur ou diffuseur chiffre le contenu à l'aide une clé de session symétrique K de relativement petite taille, puis diffuse ce contenu chiffré accompagné d'un cryptogramme transportant

une version chiffrée de la clé de session K. Chaque utilisateur utilise ensuite sa clé de déchiffrement propre pour récupérer la clé de session K, puis utilise cette clé K pour déchiffrer le contenu diffusé. La clé de session K est renouvelée à intervalles de temps réguliers, par exemple de l'ordre de quelques secondes, de manière que sa publication en temps réel soit trop contraignante pour les pirates. Toute la difficulté technique réside donc dans la conception d'une méthode sûre (schéma de chiffrement) pour chiffrer la clé de session K, admettant de multiples clés de déchiffrement équivalentes.

Les méthodes connues pour répondre à ce besoin présentent un certain nombre de limitations. En particulier, la procédure de chiffrement requiert généralement la connaissance préalable du groupe des utilisateurs légitimes, ce qui en complique beaucoup la gestion dans les applications où les utilisateurs légitimes peuvent être très nombreux.

Un inconvénient particulièrement sensible est que la taille du cryptogramme transportant la clé de session croît avec le nombre d'utilisateurs légitimes. Si n désigne le nombre d'utilisateurs légitimes, la plupart des solutions connues produisent un cryptogramme de taille proportionnelle à n. La meilleure solution connue, d'après l'article Cryptology ePrint "Fully Collusion Resistant Traitor Tracing With Short Ciphertexts and Private Keys" de D. Boneh, A. Sahai et B. Waters, disponible sur Internet (http://eprint.iacr.org/2006/045.pdf), impose encore un cryptogramme de taille proportionnelle à $\sqrt{n}$.

Certains schémas de chiffrement ne sont que partiellement traçables, en ce sens que l'analyse d'un décodeur pirate ou d'une clé illégitime ne permettra de déterminer l'un des traîtres à l'origine de sa conception que si le nombre de traîtres est inférieur à un nombre seuil plus petit que n. Dans ce cas, ces schémas sont d'autant plus inefficaces (en termes de taille du cryptogramme et/ou de taille des clés de déchiffrement) que le seuil k est élevé.

D'autres schémas comme dans l'article "New Traitor Tracing Schemes Using Bilinear Map", de To, Safavi-Naini et Zhang (DRM'03) ne sont pas

résistants à certaines attaques, qui les rendent non traçables.

Dans certains schémas de chiffrement, la taille des clés de déchiffrement est très importante, ce qui rend ces solutions inutilisables en pratique, particulièrement dans des environnements embarqués, tels que par exemple des téléphones mobiles, qui n'ont que de faibles capacités de mémoire et/ou de calcul.

La plupart des schémas existants ne sont pas compatibles avec le modèle de boîte noire ("Black Box"). Dans ce modèle, la fonctionnalité de traçabilité s'exerçant sur un décodeur pirate ne requiert pas le désassemblage logique ou physique du décodeur, mais peut au contraire déterminer un traître à partir de simples exécutions du décodeur. Ainsi, ce modèle est particulièrement pertinent lorsque le décodeur pirate est un programme exécutable partiellement ou totalement obfusqué pour dissimuler la clé de déchiffrement qu'il utilise.

Certains schémas de chiffrement ne permettent pas la révocation de clés, ce qui oblige le diffuseur à renouveler toutes les clés de déchiffrement auprès des utilisateurs légitimes à intervalles de temps réguliers.

D'autres schémas (comme dans "A public-key traitor tracing scheme with revocation using dynamic shares" de Wen-Guey Tzeng et Zhi-Jia Tzeng, PKC 2001) permettent la révocation de clés, mais prévoient la diffusion des clés de déchiffrement à révoquer, ce qui rend la révocation permanente. Or, pour des applications comme la diffusion de chaines de télévision payante, il peut être nécessaire de révoquer des clés de déchiffrement uniquement pour la diffusion de certains programmes. Il est donc indispensable que cette révocation ne révèle pas les clés de déchiffrement à révoquer, pour qu'elles puissent être à nouveau fonctionnelles pour la diffusion d'autres programmes par exemple.

Certains schémas comme dans "Revocation and Tracing Schemes for Stateless Receivers" de Naor et al (Crypto 2001), prévoient que les clés de déchiffrement soient de taille non constante, dépendant du nombre total d'utilisateurs, et ayant certaines parties en commun les unes avec les autres.

De ce fait, l'espace mémoire nécessaire du côté des récepteur doit être prévu assez grand.

En ce qui concerne la diffusion de contenu sur téléphones mobiles (applications dites de mobile TV), les limitations en termes d'espace mémoire et de temps de calcul sont telles qu'il n'existe actuellement aucune solution traçable, même partiellement, ou révocable. La technique actuelle affecte la même clé de déchiffrement à tous les utilisateurs, ce qui n'est pas sécurisant pour les fournisseurs puisqu'un utilisateur-traître parvenant à connaître sa clé, et qui par exemple la diffuse sur Internet, ne peut pas être identifié.

Il existe donc un besoin pour un procédé de chiffrement/déchiffrement qui apporte à la fois traçabilité et révocabilité, tout en minimisant les coûts du côté du diffuseur de contenu et des utilisateurs.

L'invention propose un procédé cryptographique, dans lequel une première entité dispose d'une clé de chiffrement secrète d'un schéma de chiffrement admettant plusieurs clés de déchiffrement, et plusieurs entités réceptrices disposent de clés de déchiffrement respectives, chaque clé de déchiffrement incorporant un index de clé respectif. Le procédé comprend une opération de chiffrement comportant les étapes suivantes:

- affecter une valeur à au moins un élément variable; et
- calculer un cryptogramme à partir de données à transmettre et d'au moins chaque valeur d'élément variable et la clé de chiffrement secrète, ledit cryptogramme comprenant un élément permettant le déchiffrement desdites données à transmettre et étant destiné à être transmis auxdites entités réceptrices.

Le procédé comprend en outre une opération de révocation d'au moins une clé de déchiffrement intégrée à une opération de chiffrement effectuée en affectant audit au moins un élément variable une valeur fonction de l'index de clé de ladite au moins une clé de déchiffrement, de manière à empêcher le déchiffrement desdites données à transmettre par l'entité réceptrice détentrice de ladite au moins une clé de déchiffrement à révoquer, le cryptogramme transmis comprenant une partie de ladite au moins une clé de déchiffrement.

Cette révocation ne nécessite pas la diffusion des clés de déchiffrement à révoquer, mais d'une partie des clés seulement, ce qui rend cette opération réversible.

Le procédé procure un schéma de chiffrement efficace, résistant aux coalitions maximales. Il admet un grand nombre clés de déchiffrement traçables et révocables. En outre, les tailles du cryptogramme et des clés peuvent être constantes et indépendantes du nombre d'utilisateurs.

La procédure de chiffrement est rendue indépendante des clés mises à disposition des utilisateurs légitimes, ce qui allège fortement le travail de l'entité qui diffuse le contenu.

De façon remarquable, la taille du cryptogramme peut être rendue constante et indépendante du nombre d'utilisateurs n. Les clés employées peuvent en outre être très petites et de taille constante (indépendante du nombre d'utilisateurs, ou de la taille d'une coalition "autorisée"). Cette propriété se prête bien à une implantation logicielle, par exemple sur des cartes à puce ou des téléphones mobiles.

L'invention permet le traçage dit en boîte noire ("black box"), c'est-à-dire ne nécessitant en aucune façon le désassemblage matériel du décodeur pirate ou le désassemblage logiciel du programme qu'il contient.

Le procédé offre en outre une possibilité de révocation de clés. Si par exemple un utilisateur a mal agi (détecté comme pirate) ou si son abonnement n'est plus valable, sa clé peut être révoquée, de telle sorte que cet utilisateur (et les éventuels décodeurs pirates issus de celui-ci) ne puisse plus déchiffrer le contenu ultérieurement diffusé.

Dans un mode de réalisation, la récupération des données à transmettre au niveau d'une entité réceptrice comporte une opération de déchiffrement du cryptogramme, qui est empêchée lorsque la clé de déchiffrement de cette entité réceptrice est révoquée dans une opération de chiffrement, ce qui modifie le comportement de cette entité parce qu'elle n'est plus capable de restituer les données effectivement envoyées. Cette

modification de comportement est utilisée dans la procédure de traçage, dans laquelle un dispositif de traçage contrôlé par le diffuseur est mis en relation avec un décodeur suspect et révoque successivement les clés des utilisateurs soupçonnés, ou au besoin de la totalité des utilisateurs.

De préférence, certaines au moins des opérations de révocation incluent en outre, au niveau de la première entité, une mise à jour d'au moins un paramètre intervenant dans le calcul du cryptogramme pour une prochaine opération de chiffrement. Après une opération de révocation, une opération de déchiffrement peut en outre inclure, au niveau d'une entité réceptrice autre que l'entité dont la clé de déchiffrement est révoquée, une mise à jour d'au moins un élément de la clé de déchiffrement cette entité.

Dans un mode de réalisation avantageux, toutes les N opérations de chiffrement, l'opération de chiffrement inclut une opération de révocation de clé de déchiffrement, N étant un entier égal ou supérieur à 1. Un tel mode de réalisation permet une résistance aux décodeurs dits "stateful", c'est-à-dire capables de se rendre compte qu'ils font l'objet d'une procédure de traçage, du fait que la procédure de traçage n'est pas distinguable de la procédure "normale" de chiffrement par un décodeur. Le traçage est toujours possible, car un décodeur ne pourra pas se rendre compte qu'il est en train d'être testé par une autorité tant que sa propre clé (ou l'une des clés ayant servi à sa confection) n'aura pas été révoquée, cette révocation entraînant une modification de son comportement, permettant de détecter le traître.

Dans un mode de réalisation particulier, la clé de chiffrement secrète inclut un élément g_1 d'un groupe cyclique G_1 d'ordre p et un nombre entier γ choisi entre 1 et p–1, où p désigne un nombre premier. La clé de chiffrement secrète est alors associée à une clé publique w d'un groupe cyclique G_2 d'ordre p, de la forme $w = g_2^{\gamma}$, où g_2 est un élément du groupe G_2, et chaque clé de déchiffrement d'index entier x compris entre 1 et p–1 inclut deux éléments $A = g_1^{1/(\gamma+x)}$ et $B = h_1^{1/(\gamma+x)}$ du groupe G_1, h_1 étant un élément générateur du groupe G_1 tel que $g_1 = h_1^{\alpha}$ avec α exposant entier compris entre

1 et p–1.

Dans ce cas, le cryptogramme comporte avantageusement des parties représentatives:

- de l'élément $C_1 = h_1^{1/(\gamma+s)}$ du groupe G_1, où s est la valeur affectée à un élément variable, prise comme un entier compris entre 1 et p–1;
- de la valeur $C_2 = s$ dudit élément variable;
- de l'élément $C_3 = w^k$ du groupe G_2, où k désigne un nombre entier compris entre 1 et p–1;
- de l'élément $C_4 = h_2^{k/(\gamma+s)}$ du groupe G_2, h_2 étant un élément générateur du groupe G_2 tel que $g_2 = h_2^{\alpha}$; et
- d'une valeur C_5 dérivée des données à transmettre (K) et d'une valeur de masquage (R) obtenue en soumettant les éléments g_1 et C_4 des groupes G_1 et G_2 à une application bilinéaire.

Au moins une opération de révocation inclut alors, après le calcul de l'élément C_1 avec la valeur s dudit élément variable égale à l'index x' de la clé de déchiffrement révoquée, le remplacement de l'élément h_1 du groupe G_1 par $h_1^{1/(\gamma+x')}$ et, après le calcul de l'élément C_4 avec la valeur s dudit élément variable égale à l'index x' de la clé de déchiffrement révoquée, le remplacement de l'élément h_2 du groupe G_2 par $h_2^{1/(\gamma+x')}$ pour le calcul du cryptogramme dans une prochaine opération de chiffrement. Ainsi, le cryptogramme obtenu contient une partie de la clé de déchiffrement à révoquer (B, x), et non la totalité (A, B, x), ce qui rend la révocation réversible. L'opération de déchiffrement du cryptogramme pour récupérer les données à transmettre au niveau d'une entité réceptrice ayant une clé de déchiffrement {A, B, x}, inclut le calcul d'un élément $Y = (C_1/B)^{1/(x-C_2)}$ du groupe G_1, le calcul d'une première valeur en soumettant les éléments Y et w des groupes G_1 et G_2 à l'application bilinéaire, le calcul d'une deuxième valeur en soumettant les éléments A^x et C_4 des groupes G_1 et G_2 à l'application bilinéaire, le calcul

d'une troisième valeur, représentative de la valeur de masquage, égale au produit desdites première et deuxième valeurs, et la récupération des données à transmettre à partir de la valeur C_5 et de ladite troisième valeur.

Le nombre entier k peut être tiré aléatoirement entre 1 et p–1 à chaque opération de chiffrement. Une autre possibilité est de prendre k constant, notamment k = 1 auquel cas l'élément C_3 = w n'a pas besoin d'être transmis.

Dans une réalisation simplifiée, le groupe G_2 est identique au groupe G_1 et les éléments h_1 et h_2 sont égaux.

Le procédé selon l'invention permet également de procéder au chiffrement à l'aide d'une clé publique fournie par la première entité. Le calcul du cryptogramme dans l'opération de chiffrement comporte alors une première partie exécutée par la première entité pour produire une clé publique de chiffrement à partir d'au moins ladite valeur de l'élément variable et la clé de chiffrement secrète, et au moins une occurrence d'une deuxième partie exécutée par une autre entité pour produire le cryptogramme à partir des données à transmettre, de la clé publique de chiffrement et d'au moins un nombre tiré aléatoirement à chaque occurrence.

Un autre aspect de la présente invention se rapporte à un système de chiffrement, comprenant: une mémoire pour contenir une clé de chiffrement secrète d'un schéma de chiffrement admettant plusieurs clés de déchiffrement respectives, chaque clé de déchiffrement incorporant un index de clé respectif; et un calculateur agencé pour affecter une valeur à au moins un élément variable dans une opération de chiffrement et produire une valeur de masquage à partir d'au moins chaque valeur d'élément variable et la clé de chiffrement secrète. Le calculateur est commandé, lorsque l'opération de chiffrement intègre une opération de révocation de clé de déchiffrement, pour affecter à un élément variable une valeur fonction de l'index de clé de l'une des clés de déchiffrement.

Un autre aspect de la présente invention se rapporte à un programme d'ordinateur pour un système de chiffrement, comprenant des instructions pour

mettre en œuvre les opérations de chiffrement et de révocation d'un procédé tel que défini ci-dessus lors d'une exécution du programme par une unité de traitement du système de chiffrement.

Un autre aspect de la présente invention se rapporte à un dispositif de traçage pour examiner un décodeur pirate, le dispositif comprenant une interface de communication avec le décodeur pirate, un système de chiffrement tel que défini ci-dessus, agencé pour délivrer au décodeur pirate, à travers l'interface de communication, des cryptogrammes produits dans des opérations de chiffrement successives et des moyens pour observer le comportement du décodeur pirate en réponse aux cryptogrammes successifs. Le système de chiffrement du dispositif de traçage est commandé pour que les opérations de chiffrement successives comprennent des opérations de révocation de clés de déchiffrement allouées à des décodeurs respectifs.

Un autre aspect encore de la présente invention se rapporte à un dispositif de déchiffrement, comprenant:

- une mémoire pour contenir une clé de déchiffrement d'un schéma de chiffrement admettant plusieurs clés de déchiffrement associées à une même clé de chiffrement secrète, chaque clé de déchiffrement incorporant un index de clé respectif; et
- un calculateur pour recevoir un cryptogramme généré dans une opération de chiffrement à partir de données à transmettre et d'au moins une valeur affectée à au moins un élément variable et la clé de chiffrement secrète et pour restituer lesdites données à l'aide de la clé de déchiffrement contenue dans ladite mémoire.

Le calculateur est agencé pour mettre à jour au moins un élément de la clé de déchiffrement contenue dans la mémoire après une opération de révocation de clé de déchiffrement intégrée à une opération de chiffrement effectuée avec une valeur de l'élément variable prise en fonction de l'index de clé de l'une des clés de déchiffrement. La restitution des données et la mise à jour de l'élément de la clé de déchiffrement sont empêchées lorsque l'index de clé en fonction duquel la valeur de l'élément variable est prise dans l'opération

de révocation coïncide avec l'index de la clé de déchiffrement contenue dans la mémoire.

Ce dispositif peut notamment être adapté pour déchiffrer un cryptogramme produit par un système de chiffrement selon l'invention et comportant les éléments C_1, C_2, C_3, C_4 et C_5 ci-dessus énumérés, au moyen du calcul d'un élément $Y = (C_1/B)^{1/(x-C_2)}$ du groupe G_1, d'une première valeur en soumettant les éléments Y et $w^k = C_3$ des groupes G_1 et G_2 à l'application bilinéaire, d'une deuxième valeur en soumettant les éléments A^x et C_4 des groupes G_1 et G_2 à l'application bilinéaire, et d'une troisième valeur égale au produit desdites première et deuxième valeurs, où {A, B, x} est une clé de déchiffrement allouée au dispositif et stockée dans une mémoire du dispositif. Les données à transmettre sont récupérées par le dispositif à partir de l'élément C_5 et de ladite troisième valeur. Si on est dans le cas où k = 1 lors du chiffrement, l'élément $C_3 = w$ n'est pas nécessairement inclus dans le cryptogramme reçu. L'invention propose aussi un programme d'ordinateur adapté à une version logicielle d'un tel dispositif de déchiffrement.

D'autres particularités et avantages de la présente invention apparaîtront dans la description ci-après d'exemples de réalisation non limitatifs, en référence aux dessins annexés, dans lesquels :

- la figure 1 est un schéma synoptique d'un exemple de système de chiffrement selon l'invention;
- la figure 2 est un schéma synoptique d'un exemple de dispositif de déchiffrement adapté au système de chiffrement de la figure 1;
- les figures 3 et 4 sont des organigrammes d'opérations de chiffrement et de déchiffrement respectivement utilisables dans un système tel que celui de la figure 1 et dans un dispositif tel que celui de la figure 2;
- les figures 5 et 6 sont des organigrammes de variantes simplifiées d'opérations de chiffrement et de déchiffrement;

- les figures 7A et 7B sont des schémas synoptiques de première et deuxième entités formant un autre mode de réalisation d'un système selon l'invention;
- les figures 8A et 8B sont des organigrammes d'un exemple de procédure de chiffrement selon l'invention, répartie entre les première et deuxième entités des figures 7A et 7B.

L'invention est décrite ci-après dans son application non limitative à la diffusion de contenus chiffrés. L'entité 1 représentée sur la figure 1 est, dans cette application, contrôlée par un fournisseur ou diffuseur de contenus, et elle comporte une source 10 de messages M consistant par exemple en des contenus audio et/ou vidéo codés. Les messages M sont chiffrés par un module 11 à l'aide d'une clé de chiffrement symétrique K appartenant à un ensemble E et produite par un générateur aléatoire 12. On note C le cryptogramme résultant du chiffrement d'un message M au moyen de la clé K.

La clé de chiffrement symétrique K est elle-même chiffrée en un cryptogramme C' par un module de calcul 13 en appliquant un procédé conforme à l'invention.

Le procédé selon l'invention est par exemple applicable au contrôle d'accès à des chaînes de télévision payantes. Le contenu est alors déchiffrable en permanence par les décodeurs légitimes (non révoqués), et la clé contenue dans un décodeur est mise à jour au fur et à mesure que des clés sont révoquées. En cas de déconnexion prolongée, une phase de synchronisation peut être prévue si nécessaire, durant laquelle la clé du décodeur sera mise à jour (en fonction des changements de paramètres ayant eu lieu entre la déconnexion et la reconnexion).

Il est également applicable au domaine de la vidéo à la demande (VOD, "video on demand"), dans lequel les utilisateurs achètent un droit temporaire de déchiffrer un contenu chiffré diffusé. Dans ce cas, l'utilisateur se connecte afin d'obtenir une clé de déchiffrement (ou une mise à jour d'une clé existante), qui sera révoquée à la fin de la période prévue par l'achat du service. Un canal retour sera alors utilisé, juste à l'initialisation, pour

authentifier le client et/ou pour payer le service. Durant la période de déchiffrement autorisé, la clé de déchiffrement pourra être mise à jour en fonction de l'évolution des paramètres, due à d'éventuelles révocations.

Dans l'exemple non limitatif considéré ici, le chiffrement utilise un schéma reposant sur l'environnement mathématique suivant. Deux groupes cycliques G_1 et G_2 sont définis, chacun d'ordre p, où p et un nombre premier, ayant typiquement une représentation en base 2 de plus de cent bits. Une application bilinéaire e de $G_1 \times G_2$ dans un autre groupe cyclique G_T est en outre définie. Un exemple possible pour cette application bilinéaire e est le couplage de Tate. On note h_1 et h_2 deux éléments générateurs respectifs des groupes G_1 et G_2, stockés dans un mémoire 14 de l'entité 1. Cette mémoire 14 est accessible en lecture et en écriture par le module de chiffrement 13. Il n'est pas indispensable que ses accès soient protégés.

Pour le masquage de la clé K à transmettre, un mécanisme (public) de dérivation de clé est utilisé, consistant en une application D de $E \times G_T$ dans E admettant une application inverse D^{-1} de $E \times G_T$ dans E. Si R désigne une valeur de masquage calculée dans le groupe G_T, le cryptogramme C' inclura une partie représentative d'une valeur $C_5 = D(K, R)$, à partir de laquelle un décodeur ayant reconstitué la valeur de masquage R pourra récupérer la clé $K = D^{-1}(C_5, R)$. Un exemple possible consiste à prendre $D(K, R) = K \oplus H(R)$, où H est une fonction de hachage à valeurs dans E, c'est-à-dire du même nombre de bits que les clés K, et $\oplus$ désigne l'opération OU EXCLUSIF bit à bit. Cette application D est égale à son inverse D^{-1}.

La clé secrète du diffuseur est stockée dans une mémoire 15 de l'entité 1, accessible en lecture seulement et de manière protégée. Elle comporte un élément g_1 du groupe G_1 et un nombre entier γ compris entre 1 et p–1. On note α le nombre entier compris entre 1 et p–1 tel que $g_1 = h_1^{\alpha}$. Cette clé secrète est associée à une clé publique w, stockée dans une mémoire 16, consistant en un élément du groupe G_2 tel que $w = g_2^{\gamma}$, avec $g_2 = h_2^{\alpha}$.

La clé de déchiffrement fournie par le diffuseur à un décodeur est choisie comme une solution à un problème difficile tel que par exemple le problème q-SDH ("q-Strong Diffie-Hellman"). Une telle clé {A, B, x} comporte un index entier x compris entre 1 et p–1 et deux éléments A, B du groupe G_1 définis par $A = g_1^{1/(\gamma+x)}$ et $B = h_1^{1/(\gamma+x)}$. Pour un décodeur donné, les paramètres A et x de la clé de déchiffrement sont invariables, tandis que l'élément B (comme h_1) change lorsque des révocations de clé ont lieu, comme on le verra plus loin. Les index x des clés en circulation sont connues du diffuseur.

Dans la réalisation considérée en référence à la figure 3, le chiffrement d'une clé de session K par l'entité 1 fait intervenir deux nombres entiers k et s pris aléatoirement entre 1 et p–1, produits par un générateur de nombres aléatoires 17.

Lorsque le chiffrement s'accompagne de la révocation d'une des clés de déchiffrement {A', B', x'}, le nombre s n'est pas tiré au hasard mais pris égal à l'index x' de la clé révoquée. Dans l'architecture illustrée par la figure 1, le module 18 fournit les commandes de révocation en indiquant l'index x' de la clé à révoquer.

La figure 3 montre les calculs et traitements logiques effectués par le module 13 pour le chiffrement d'une clé de session K. Si le module 18 a commandé une révocation de clé d'index x' (test 100), la valeur de l'index entier x' est affectée à l'entier s à l'étape 101. Sinon, la valeur de s est tirée au hasard à l'étape 102.

Le module 13 calcule alors l'élément $C_1 = h_1^{1/(\gamma+s)}$ du groupe G_1 à l'étape 103, et il affecte la valeur de l'entier s à l'élément C_2 à l'étape 104. Le nombre k est tiré au hasard entre 1 et p–1 à l'étape 105, et le module 13 calcule l'élément $C_3 = w^k$ du groupe G_2 à l'étape 106. Le module 13 obtient également l'élément $C_4 = h_2^{k/(\gamma+s)}$ du groupe G_2, par exemple en calculant $Q = h_2^{1/(\gamma+s)}$ à l'étape 107 puis $C_4 = Q^k$ à l'étape 108. La valeur de masquage

R peut alors être calculée à l'étape 109, selon la formule: $R = e(g_1, C_4)$.

Après avoir obtenu la valeur $C_5 = D(K, R)$ à l'étape 110, le module 13 compose le cryptogramme $C' = \{C_1, C_2, C_3, C_4, C_5\}$ à l'étape 111 pour qu'il soit diffusé conjointement au cryptogramme C. Ceci termine l'opération de chiffrement si elle ne s'accompagne d'aucune révocation de clé de déchiffrement.

Si en revanche le module 18 fait révoquer une clé d'index x' (test 112), l'entité 1 procède à une mise à jour des valeurs des éléments générateurs h_1 et h_2 des groupes G_1 et G_2, en remplaçant h_1 par $C_1 = h_1^{1/(\gamma+x')}$ et h_2 par $Q = h_2^{1/(\gamma+x')}$. On note que cette mise à jour n'affecte pas les valeurs g_1 et γ constituant la clé secrète du diffuseur.

En référence à la figure 2, une entité réceptrice (décodeur) 2 comporte un module 20 pour déchiffrer les cryptogrammes C' et restituer les messages M, à l'aide de la clé symétrique K. Celle-ci est récupérée par un module de déchiffrement de clé 21 recevant le cryptogramme C' et coopérant avec une mémoire 22 où est stockée la clé de déchiffrement {A, B, x} allouée au décodeur et éventuellement avec une mémoire 23 où est stockée la clé publique w du diffuseur.

La mémoire 22 contenant la clé {A, B, x} appartient à une partie sécurisée du décodeur, par exemple à une carte à puce, de même que le module de calcul 21, ce qui interdit l'accès aux paramètres confidentiels. Le module 20 de déchiffrement du contenu à l'aide de K peut quant à lui se trouver dans une partie autre du décodeur 2.

Le déchiffrement du cryptogramme C' par le module 21 du décodeur 2 peut être réalisé selon la procédure illustrée par la figure 4 lorsque ce cryptogramme C' a été construit conformément à la figure 3. Après récupération des paramètres C_1-C_5 du cryptogramme C' à l'étape 200, le module de déchiffrement 21 calcule l'élément $Y = (C_1/B)^{1/(x-C_2)}$ du groupe G_1 à l'étape 201. On voit que ce calcul est impossible du fait d'une indétermination

lorsque le cryptogramme C' a été construit dans une opération de révocation de la clé {A, B, x} du décodeur considéré ($C_2 = x$).

A l'étape 202, le module 21 utilise l'application bilinéaire e pour calculer deux valeurs $Z_1 = e(Y, C_3)$ et $Z_2 = e(A^x, C_4)$, qui sont ensuite multipliées entre elles pour produire une autre valeur $Z = Z_1.Z_2$ du groupe G_T. On peut vérifier que, si la clé de déchiffrement {A, B, x} du décodeur 2 n'a pas été révoquée, cette valeur Z est égale à la valeur de masquage R intervenue dans l'opération de chiffrement. Le décodeur peut alors récupérer la clé de session $K = D^{-1}(C_5, Z)$ à l'étape 203.

Si une clé de déchiffrement d'index x' a été révoquée lors de la formation du cryptogramme reçu C' (test 204), il reste au décodeur 2 à mettre à jour le paramètre B de sa clé de déchiffrement, ce qui est réalisé par le module 21 à l'étape 205 en substituant à B la valeur $Y = (C_1/B)^{1/(x-C_2)}$ obtenue à l'étape 201. On peut vérifier que compte tenu de la mise à jour de h_1 effectuée par la première entité 1 à l'étape 113, la nouvelle valeur de B reste bien égale à $h_1^{1/(\gamma+x)}$. On peut aussi vérifier que le décodeur dont la clé {A', B', x'} a été révoquée n'est pas en mesure de procéder à la mise à jour 205.

Pour signaler aux décodeurs légitimes qu'une révocation de clé de déchiffrement est intégrée au chiffrement courant, et donc qu'une mise à jour de B doit intervenir, l'entité 1 peut par exemple insérer dans le cryptogramme C' (voire dans un en-tête du message M) un bit de signalisation spécifique. La valeur de ce bit indique si la clé de déchiffrement d'un décodeur est en train d'être révoquée (1) ou non (0), et est examinée à l'étape 204 par les décodeurs. D'autres moyens de signalisation des révocations sont également possibles.

D'ailleurs, une telle signalisation n'est pas toujours nécessaire. Dans un mode de réalisation du procédé, une mise à jour des paramètres h_1, h_2 est effectuée par le diffuseur dans chaque opération de chiffrement, ce qui revient à dire que chaque opération de chiffrement inclut une opération de révocation

de clé de déchiffrement, qu'il s'agisse ou non d'une clé effectivement allouée à un décodeur. Dans ce cas, le test 112 de la figure 3 est court-circuité et l'étape 113 systématiquement exécutée. Corrélativement, le module de calcul 21 du décodeur court-circuite le test 204 de la figure 4 et exécute systématiquement l'étape 205. Un tel mode de réalisation a pour avantage de ne pas permettre aux décodeurs de détecter que la clé d'un autre décodeur est en train d'être révoquée.

En d'autres termes, un décodeur ne peut pas être "stateful" tant que sa propre clé n'est pas révoquée. Il est à noter que cette propriété fort intéressante ne sera pas toujours utilisée par les diffuseurs si la sécurité selon le modèle "black box" suffit et si une complexité minimale de la procédure de chiffrement/déchiffrement est recherchée.

En variante, le diffuseur peut procéder à une opération de révocation de clé de déchiffrement (allouée ou non à un décodeur) toutes les N opérations de chiffrement, le nombre entier $N > 1$ étant convenu par avance avec les décodeurs. Les étapes 113 et 205 sont alors exécutées automatiquement toutes les N fois, sans qu'il soit nécessaire de signaler aux décodeurs les opérations de révocation. La variante précédente correspond au cas où $N = 1$.

Le mode de réalisation illustré par les figures 3 et 4 peut être modifié de diverses manières sans sortir du cadre de l'invention. En particulier, plutôt que de tirer au hasard le nombre entier k, celui-ci peut être pris égal à 1 dans chaque opération de chiffrement. Ceci simplifie certains calculs, et dans ce cas l'élément $C_3 = w$ n'a pas besoin d'être incorporé au cryptogramme C' puisqu'il est déjà connu des décodeurs.

Dans une autre variante, les groupes cycliques G_1 et G_2 sont confondus, et on prend $h_1 = h_2$ (et donc aussi $g_1 = g_2$).

Une réalisation simplifiée avec $k = 1$, $G_1 = G_2$ et $h_1 = h_2$ est illustrée sur les figures 5 et 6 dans le cas particulier où chaque opération de chiffrement inclut une opération de révocation ($N = 1$). Les étapes 100-104 et 109-110 de la figure 5 sont identiques à celles de la figure 3, les étapes 105-108 n'étant

pas nécessaires dans ce cas ($k = 1$, $C_3 = w$, $C_4 = Q = C_1$). Il suffit d'inclure les éléments C_1, C_2 et C_5 dans le cryptogramme C' à l'étape 111'. D'autre part, l'étape 113 de mise à jour du paramètre $h_1 = h_2$ est effectuée systématiquement en fin de traitement par le module 13. Les éléments C_1, C_2 et C_5 sont récupérés à l'étape 200' par le module de calcul 21 du décodeur, qui procède ensuite aux étapes 201, 202, 203 et 205 précédemment décrites en référence à la figure 4 (avec $C_3 = w$ et $C_4 = C_1$).

Un dispositif de traçage utilisable pour examiner un décodeur pirate consiste essentiellement en un système de chiffrement analogue à l'entité 1 décrite en référence à la figure 1, qui est mis en communication avec le décodeur pirate, les cryptogrammes C, C' n'étant pas diffusés aux utilisateurs légitimes. Le système de chiffrement du dispositif de traçage délivre au décodeur pirate, à travers l'interface de communication appropriée, des cryptogrammes C' produits dans des opérations de chiffrement successives. Le module 18 commande le module de chiffrement pour que les clés de déchiffrement des décodeurs soupçonnés soient successivement révoquées. La totalité des utilisateurs légitimes, ou certains d'entre eux seulement, peuvent a priori être soupçonnés. En réponse à ces opérations de révocation successives, le décodeur pirate adoptera le comportement régulier (décodage correct des messages M) jusqu'à ce que la clé de déchiffrement à partir de laquelle il a été construit soit révoquée. A ce moment, son incapacité à décoder le contenu M révèlera l'identité x' du traître. Si le décodeur pirate emploie une combinaison de plusieurs clés de décodeurs légitimes, ceux-ci pourront être identifiés successivement par la procédure de traçage.

Le procédé cryptographique ci-dessus décrit est compatible avec une architecture à clé de chiffrement publique, telle qu'illustrée par les figures 7A et 7B.

Dans ce cas l'entité 3 qui supervise le contrôle d'accès aux contenus M délivre une clé publique C" qu'une deuxième entité 4 utilise pour le chiffrement proprement dit des clés K.

La première entité 3 comporte un module de calcul 13' qui fonctionne de manière semblable au module de calcul 13 de la figure 1 (étapes 100-109 et 112-113 de la figure 8A identiques à celles de la figure 2) mais qui, à l'étape 111", remplace la valeur C_5 par la valeur de masquage $R = e(g_1, h_2^{k/(\gamma+s)})$ pour former la clé publique $C'' = \{C_1, C_2, C_3, C_4, R\}$

La deuxième entité 4 comporte la source de messages 10, le générateur de clés de session 12, le module de chiffrement des messages 11 et un module de chiffrement de clés modifié 13" fonctionnant avec un générateur 17' de nombres aléatoires k' pour produire le cryptogramme C' adjoint au cryptogramme C produit par le module 11.

Le fonctionnement du module 13" est illustré par la figure 8B. A l'étape 300, il récupère les cinq composantes de la clé publique C" fournie par l'entité 3, notées C_1, C_2, T (= C_3 sur la figure 8A), U (= C_4 sur la figure 8A) et R. Un nombre aléatoire k' est tiré entre 1 et p–1 à l'étape 301 pour le calcul de $C_3 = T^{k'}$ à l'étape 302 et de $C_4 = U^{k'}$ à l'étape 303. A l'étape 304, une nouvelle valeur de masquage $R^{k'}$ est calculée puis combinée à la clé de session K fournie par le générateur 12 au moyen de l'application bilinéaire pour former la composante $C_5 = D(R, R^{k'})$. Le cryptogramme C' peut alors être assemblé à l'étape 305 afin de rendre les composantes C_1-C_5 disponibles aux décodeurs 2. Comme le montre la figure 8B, le cryptogramme C' délivré par la deuxième entité 4 peut dans ce cas n'inclure que les composantes C_3-C_5 étant donné que les composantes C_1 et C_2 font déjà partie de la clé publique C" que les décodeurs ont pu recevoir par ailleurs.

Dans l'architecture à clé publique, les décodeurs 2 peuvent être les mêmes que ceux décrits précédemment puisque les composantes C_1-C_5 sont les mêmes que celles calculées par l'entité 1 de la figure 1 (si on prend k.k' *modulo* p comme valeur de k sur la figure 3).

L'architecture à clé publique est compatible avec les différentes variantes du procédé qui ont été évoquées plus haut, un exposant k' étant

simplement utile au fonctionnement de l'entité 4 qui procède au chiffrement des clés K.

D'autres modes de réalisation du procédé selon l'invention permettent au besoin de révoquer simultanément les clés de déchiffrement de plusieurs utilisateurs. Par exemple, si plusieurs éléments variables s_1, ...s_m du même type que s dans l'algorithme décrit en référence à la figure 3, 5 ou 8A sont intégrés à la composante C_2 du cryptogramme et combinés à γ pour générer les composantes C_1 et C_4 ($m > 1$), le gestionnaire du système pourra révoquer jusqu'à m clés simultanément en affectant à l'un des éléments s_i l'index x' d'une des clés à révoquer ($1 \leq i \leq m$). Une possibilité est de remplacer C_1 par $h_1^{1/[(\gamma+s_1)\times(\gamma+s_2)\times\ldots\times(\gamma+s_m)]}$ ou par le m-uplet des $h_1^{1/(\gamma+s_i)}$ et C_4 par $h_2^{k/[(\gamma+s_1)\times(\gamma+s_2)\times\ldots\times(\gamma+s_m)]}$ ou par le m-uplet des $h_2^{k/(\gamma+s_i)}$. Un décodeur devra alors calculer la valeur $B^{1/[(\gamma+s_1)\times(\gamma+s_2)\times\ldots\times(\gamma+s_m)]}$ afin de pouvoir déchiffrer un tel cryptogramme.

Dans le cadre notamment d'un tel mode de réalisation, on peut faire en sorte que la mise à jour des paramètres h_1 et h_2 par l'entité 1, 3 et B par les décodeurs 2 n'intervienne pas lors de chaque opération de révocation de clé de déchiffrement. Tant que le nombre q de clés de déchiffrement révoquées depuis la dernière mise à jour de ces paramètres reste inférieur à m, on peut continuer à chiffrer des données K sans effectuer de nouvelle mise à jour et en conservant la variabilité d'au moins un des éléments s_i, en ayant soin de garder les index x'_1, ..., x'_q des clés révoquées comme valeurs de q des m éléments s_1, ...s_m. Chaque décodeur muni de l'une de ces q clés est alors dans l'incapacité de déchiffrer. Lorsqu'une nouvelle mise à jour des paramètres sera finalement réalisée, ces q décodeurs perdront les paramètres nécessaires au déchiffrement et il deviendra à nouveau possible de révoquer des clés supplémentaires. Une telle mise à jour des paramètres peut être effectuée à une fréquence prédéterminée ou à des occasions signalées par l'entité émettrice 1, 3.

Un avantage de ce type de réalisation est de faciliter la gestion des

éventuelles déconnexions des décodeurs légitimes. En général, suite à une telle déconnexion, un décodeur 2 doit se resynchroniser en récupérant auprès de l'entité 1, 3 des paramètres permettant de mettre à jour sa clé de déchiffrement. Lors de la reconnexion, si le décodeur 2 constate qu'il ne parvient pas à déchiffrer correctement les cryptogrammes C, C', un échange intervient au cours duquel le décodeur 2 indique à l'entité 1, 3 à quel moment il s'est déconnecté et l'entité 1, 3 lui retourne les composantes C_1 et C_2 des cryptogrammes C' qui ont été émis lors des mises à jour de paramètres intervenues pendant la période de déconnexion. Le décodeur 2 peut alors effectuer les mises à jour successives qu'il a manquées (calculs 201, 205 de la figure 4 ou 6) et reprendre le déchiffrement des clés et des contenus diffusés. Outre la charge de signalisation, ceci implique que les décodeurs 2 mémorisent les instants auxquels ils se déconnectent et que l'entité 1, 3 conserve en mémoire un historique de certaines composantes des cryptogrammes C' émis lors des mises à jour de paramètres. En réduisant la fréquence de mise à jour des paramètres par rapport à celle des révocations de clés, on réduit la probabilité qu'un décodeur ait besoin de se resynchroniser et on allège donc les échanges requis. En outre, on réduit la quantité d'information qu'il faut conserver en historique au niveau de l'entité 1, 3 pour mener à bien les resynchronisations qui peuvent demeurer.

Les dispositifs représentés sur les figures 1, 2, 7A et 7B peuvent être réalisés au moyen de circuits spécifiques ou de composants logiques programmés de type FPGA ou analogues. Une réalisation courante utilisera cependant des processeurs d'usage général exécutant des programmes selon l'invention, écrits de façon à mettre en œuvre, par exemple, l'une des procédures précédemment décrites en référence aux figures 2-6, 8A et 8B.

REVENDICATIONS

1. Procédé cryptographique, dans lequel une première entité (1; 3) dispose d'une clé de chiffrement secrète (g_1, γ) d'un schéma de chiffrement admettant plusieurs clés de déchiffrement, et plusieurs entités réceptrices (2) disposent de clés de déchiffrement respectives ({A, B, x}), chaque clé de déchiffrement incorporant un index de clé respectif (x), le procédé comprenant une opération de chiffrement comportant les étapes suivantes:

- affecter une valeur à au moins un élément variable (s); et
- calculer un cryptogramme (C') à partir de données à transmettre (K) et d'au moins chaque valeur d'élément variable (s), et la clé de chiffrement secrète, ledit cryptogramme comprenant un élément permettant le déchiffrement desdites données à transmettre (K), ledit cryptogramme étant destiné à être transmis auxdites entités réceptrices,

le procédé comprenant en outre une opération de révocation d'au moins une clé de déchiffrement intégrée à une opération de chiffrement effectuée en affectant audit au moins un élément variable (s) une valeur fonction de l'index de clé (x') de ladite au moins une clé de déchiffrement ({A', B', x'}), de manière à empêcher le déchiffrement desdites données à transmettre (K) par l'entité réceptrice (2) détentrice de ladite au moins une clé de déchiffrement à révoquer, le cryptogramme transmis comprenant une partie de ladite au moins une clé de déchiffrement ({B', x'}).

2. Procédé cryptographique selon la revendication 1, dans lequel, toutes les N opérations de chiffrement, l'opération de chiffrement inclut une opération de révocation de clé de déchiffrement, N étant un entier supérieur ou égal à 1.

3. Procédé cryptographique selon l'une quelconque des revendications précédentes, dans lequel le cryptogramme (C') a une taille constante et indépendante du nombre d'entités réceptrices (2).

4. Procédé cryptographique selon l'une quelconque des revendications précédentes, dans lequel certaines au moins des opérations de révocation incluent en outre une mise à jour d'au moins un paramètre (h_1, h_2) intervenant dans le calcul du cryptogramme (C') pour une prochaine opération de chiffrement.

5. Procédé cryptographique selon l'une quelconque des revendications précédentes, comprenant en outre une opération de déchiffrement du cryptogramme (C') pour récupérer les données à transmettre (K) au niveau d'une entité réceptrice (2), l'opération de déchiffrement étant empêchée lorsque la clé de déchiffrement ({A', B', x'}) de ladite entité réceptrice est révoquée dans une opération de chiffrement.

6. Procédé cryptographique selon la revendication 5, dans lequel, après une opération de révocation, une opération de déchiffrement inclut en outre une mise à jour d'au moins un élément (B) de la clé de déchiffrement ({A, B, x}) de l'entité réceptrice (2).

7. Procédé cryptographique selon l'une quelconque des revendications précédentes, dans lequel la clé de chiffrement secrète inclut un élément g_1 d'un groupe cyclique G_1 d'ordre p et un nombre entier γ choisi entre 1 et p–1, où p désigne un nombre premier,

dans lequel la clé de chiffrement secrète est associée à une clé publique w d'un groupe cyclique G_2 d'ordre p, de la forme $w = g_2^{\gamma}$, où g_2 est un élément du groupe G_2,

et dans lequel chaque clé de déchiffrement d'index entier x compris entre 1 et p–1 inclut deux éléments $A = g_1^{1/(\gamma+x)}$ et $B = h_1^{1/(\gamma+x)}$ du groupe G_1, h_1 étant un

élément générateur du groupe G_1 tel que $g_1 = h_1^{\alpha}$ avec α exposant entier compris entre 1 et p–1.

8. Procédé cryptographique selon la revendication 7, dans lequel le cryptogramme (C') a des parties représentatives:

- de l'élément $C_1 = h_1^{1/(\gamma+s)}$ du groupe G_1, où s est la valeur affectée à un élément variable, prise comme un entier compris entre 1 et p–1;
- de la valeur $C_2 = s$ dudit élément variable;
- de l'élément $C_3 = w^k$ du groupe G_2, où k désigne un nombre entier compris entre 1 et p–1;
- de l'élément $C_4 = h_2^{k/(\gamma+s)}$ du groupe G_2, h_2 étant un élément générateur du groupe G_2 tel que $g_2 = h_2^{\alpha}$; et
- d'une valeur C_5 dérivée des données à transmettre (K) et d'une valeur de masquage (R) obtenue en soumettant les éléments g_1 et C_4 des groupes G_1 et G_2 à une application bilinéaire,

et dans lequel au moins une opération de révocation inclut, après le calcul de l'élément C_1 avec la valeur s dudit élément variable égale à l'index x' de la clé de déchiffrement révoquée, le remplacement de l'élément h_1 du groupe G_1 par $h_1^{1/(\gamma+x')}$ et, après le calcul de l'élément C_4 avec la valeur s dudit élément variable égale à l'index x' de la clé de déchiffrement révoquée, le remplacement de l'élément h_2 du groupe G_2 par $h_2^{1/(\gamma+x')}$ pour le calcul du cryptogramme dans une prochaine opération de chiffrement.

9. Procédé cryptographique selon la revendication 8, comprenant en outre une opération de déchiffrement du cryptogramme (C') pour récupérer les données à transmettre (K) au niveau d'une entité réceptrice (2) ayant une clé de déchiffrement {A, B, x}, l'opération de déchiffrement incluant le calcul d'un élément $Y = (C_1/B)^{1/(x-C_2)}$ du groupe G_1, le calcul d'une première valeur en soumettant les éléments Y et C_3 des groupes G_1 et G_2 à l'application bilinéaire,

le calcul d'une deuxième valeur en soumettant les éléments A^x et C_4 des groupes G_1 et G_2 à l'application bilinéaire, le calcul d'une troisième valeur, représentative de la valeur de masquage, égale au produit desdites première et deuxième valeurs, et la récupération des données à transmettre (K) à partir de la valeur C_5 et de ladite troisième valeur.

10. Procédé cryptographique selon la revendication 9, dans lequel au moins une opération de déchiffrement inclut en outre, après une opération de révocation, le remplacement de l'élément B de la clé de déchiffrement {A, B, x} de l'entité réceptrice (2) par ledit élément Y calculé au cours de ladite opération de déchiffrement.

11. Procédé cryptographique selon l'une quelconque des revendications précédentes, dans lequel le calcul du cryptogramme (C') dans l'opération de chiffrement comporte une première partie exécutée par la première entité (3) pour produire une clé publique de chiffrement (C") à partir d'au moins ladite valeur de l'élément variable (s) et la clé de chiffrement secrète (g_1, γ), et au moins une occurrence d'une deuxième partie exécutée par une autre entité (4) pour produire le cryptogramme (C') à partir des données à transmettre (K), de la clé publique de chiffrement et d'au moins un nombre (k') tiré aléatoirement à chaque occurrence.

12. Système de chiffrement, comprenant:

- une mémoire (15) pour contenir une clé de chiffrement secrète (g_1, γ) d'un schéma de chiffrement admettant plusieurs clés de déchiffrement respectives ({A, B, x}), chaque clé de déchiffrement incorporant un index de clé respectif (x); et
- un calculateur (13; 13') agencé pour affecter une valeur à au moins un élément variable (s) dans une opération de chiffrement et produire une valeur de masquage (R) à partir d'au moins chaque valeur d'élément variable et la clé de chiffrement secrète,

le calculateur (13; 13') étant commandé, lorsque l'opération de chiffrement intègre une opération de révocation d'au moins une clé de déchiffrement, pour affecter à au moins un élément variable (s) une valeur fonction de l'index de clé (x') de ladite au moins une clé de déchiffrement ({A', B', x'}).

13. Système de chiffrement selon la revendication 12, dans lequel la clé de chiffrement secrète inclut un élément g_1 d'un groupe cyclique G_1 d'ordre p et un nombre entier γ choisi entre 1 et p–1, où p désigne un nombre premier,

dans lequel la clé de chiffrement secrète est associée à une clé publique w d'un groupe cyclique G_2 d'ordre p, de la forme $w = g_2^{\gamma}$, où g_2 est un élément du groupe G_2,

et dans lequel chaque clé de déchiffrement d'index entier x compris entre 1 et p–1 inclut deux éléments $A = g_1^{1/(\gamma+x)}$ et $B = h_1^{1/(\gamma+x)}$ du groupe G_1, h_1 étant un élément générateur du groupe G_1 tel que $g_1 = h_1^{\alpha}$ avec α exposant entier compris entre 1 et p–1.

14. Système de chiffrement selon la revendication 13, dans lequel le calculateur (13; 13') est agencé pour produire:

- un élément $C_1 = h_1^{1/(\gamma+s)}$ du groupe G_1, où s est la valeur affectée à un élément variable, prise comme un entier compris entre 1 et p–1;
- la valeur $C_2 = s$ dudit élément variable;
- un élément $C_3 = w^k$ du groupe G_2, où k désigne un nombre entier compris entre 1 et p–1; et
- un élément $C_4 = h_2^{k/(\gamma+s)}$ du groupe G_2, h_2 étant un élément générateur du groupe G_2 tel que $g_2 = h_2^{\alpha}$,

dans lequel la valeur de masquage (R) est obtenue en soumettant les éléments g_1 et C_4 des groupes G_1 et G_2 à une application bilinéaire,

et dans lequel au moins une opération de révocation inclut, après le calcul de l'élément C_1 avec la valeur s dudit élément variable égale à l'index x' de la clé de déchiffrement révoquée, le remplacement de l'élément h_1 du groupe G_1 par $h_1^{1/(\gamma+x')}$ et, après le calcul de l'élément C_4 avec la valeur s dudit élément variable égale à l'index x' de la clé de déchiffrement révoquée, le remplacement de l'élément h_2 du groupe G_2 par $h_2^{1/(\gamma+x')}$ pour le calcul du cryptogramme dans une prochaine opération de chiffrement.

15. Système de chiffrement selon la revendication 13, dans lequel le calculateur (13; 13') est agencé pour produire:

- un élément $C_1 = h_1^{1/(\gamma+s)}$ du groupe G_1, où s est la valeur affectée à un élément variable, prise comme un entier compris entre 1 et p–1;
- la valeur C_2 = s dudit élément variable; et
- un élément $C_4 = h_2^{1/(\gamma+s)}$ du groupe G_2, h_2 étant un élément générateur du groupe G_2 tel que $g_2 = h_2^{\alpha}$,

dans lequel la valeur de masquage (R) est obtenue en soumettant les éléments g_1 et C_4 des groupes G_1 et G_2 à une application bilinéaire,

et dans lequel au moins une opération de révocation inclut, après le calcul de l'élément C_1 avec la valeur s dudit élément variable égale à l'index x' de la clé de déchiffrement révoquée, le remplacement de l'élément h_1 du groupe G_1 par $h_1^{1/(\gamma+x')}$ et, après le calcul de l'élément C_4 avec la valeur s dudit élément variable égale à l'index x' de la clé de déchiffrement révoquée, le remplacement de l'élément h_2 du groupe G_2 par $h_2^{1/(\gamma+x')}$ pour le calcul du cryptogramme dans une prochaine opération de chiffrement.

16. Système de chiffrement selon l'une quelconque des revendications 13 à 15, dans lequel le groupe G_2 est confondu avec le groupe G_1 et les éléments h_1 et h_2 sont égaux.

17. Système de chiffrement (1) selon l'une quelconque des revendications 12 à 16, comprenant:

- une première entité (3) incorporant ledit calculateur (13') et agencée pour émettre, en tant que clé publique de chiffrement (C"), des données incluant la valeur de masquage (R); et
- une autre entité (4) ayant un autre calculateur (13") pour produire un cryptogramme (C') à partir de données à transmettre (K), de la clé publique de chiffrement et d'au moins un nombre (k') tiré aléatoirement.

18. Programme d'ordinateur pour un système de chiffrement, le programme comprenant des instructions pour mettre en œuvre les étapes d'un procédé selon l'une quelconque des revendications 1-4, 7-8, 11 lors d'une exécution du programme par une unité de traitement (13; 13') du système de chiffrement.

19. Dispositif de traçage pour examiner un décodeur pirate, le dispositif comprenant une interface de communication avec le décodeur pirate, un système de chiffrement selon l'une quelconque des revendications 12 à 16 agencé pour délivrer au décodeur pirate, à travers l'interface de communication, des cryptogrammes (C') produits dans des opérations de chiffrement successives et des moyens pour observer le comportement du décodeur pirate en réponse aux cryptogrammes successifs, le système de chiffrement (1) étant commandé pour que les opérations de chiffrement successives comprennent des opérations de révocation de clés de déchiffrement allouées à des décodeurs respectifs.

20. Dispositif de déchiffrement, comprenant:

- une mémoire (22) pour contenir une clé de déchiffrement ({A, B, x}) d'un schéma de chiffrement admettant plusieurs clés de déchiffrement associées à une même clé de chiffrement secrète (g_1, γ), chaque clé de déchiffrement incorporant un index de clé respectif (x); et
- un calculateur (21) pour recevoir un cryptogramme (C') généré dans une opération de chiffrement à partir de données à transmettre (K) et d'au

moins une valeur affectée à au moins un élément variable (s) et la clé de chiffrement secrète et pour restituer lesdites données à l'aide de la clé de déchiffrement contenue dans ladite mémoire,

dans lequel le calculateur est agencé pour mettre à jour au moins un élément (B) de la clé de déchiffrement ({A, B, x}) contenue dans la mémoire (22) après une opération de révocation de clé de déchiffrement intégrée à une opération de chiffrement effectuée en affectant à un élément variable une valeur fonction de l'index de clé (x') de l'une des clés de déchiffrement ({A', B', x'}), la restitution des données et la mise à jour de l'élément (B) de la clé de déchiffrement étant empêchées lorsque l'index de clé en fonction duquel la valeur de l'élément variable est prise dans l'opération de révocation coïncide avec l'index de la clé de déchiffrement contenue dans la mémoire (22).

21. Dispositif de déchiffrement selon la revendication 20, dans lequel la clé de chiffrement secrète inclut un élément g_1 d'un groupe cyclique G_1 d'ordre p et un nombre entier γ choisi entre 1 et p–1, où p désigne un nombre premier, dans lequel la clé de chiffrement secrète est associée à une clé publique w d'un groupe cyclique G_2 d'ordre p, de la forme $w = g_2^{\gamma}$, où g_2 est un élément du groupe G_2, et dans lequel chaque clé de déchiffrement d'index entier x compris entre 1 et p–1 inclut deux éléments $A = g_1^{1/(\gamma+x)}$ et $B = h_1^{1/(\gamma+x)}$ du groupe G_1, h_1 étant un élément générateur du groupe G_1 tel que $g_1 = h_1^{\alpha}$ avec α exposant entier compris entre 1 et p–1.

22. Dispositif de déchiffrement selon la revendication 21, dans lequel le cryptogramme (C') a des parties représentatives:

- de l'élément $C_1 = h_1^{1/(\gamma+s)}$ du groupe G_1, où s est la valeur affectée à un élément variable, prise comme un entier compris entre 1 et p–1;
- de la valeur $C_2 = s$ dudit élément variable;

- de l'élément $C_4 = h_2^{k/(\gamma+s)}$ du groupe G_2, où k désigne un nombre entier compris entre 1 et p–1 et h_2 est un élément générateur du groupe G_2 tel que $g_2 = h_2^{\alpha}$; et
- d'une valeur C_5 dérivée des données à transmettre (K) et d'une valeur de masquage (R) obtenue en soumettant les éléments g_1 et C_4 des groupes G_1 et G_2 à une application bilinéaire,

dans lequel le calculateur (21) est agencé pour calculer un élément $Y = (C_1/B)^{1/(x-C_2)}$ du groupe G_1, une première valeur en soumettant les éléments Y et w^k des groupes G_1 et G_2 à l'application bilinéaire, une deuxième valeur en soumettant les éléments A^x et C_4 des groupes G_1 et G_2 à l'application bilinéaire, et une troisième valeur égale au produit desdites première et deuxième valeurs, et pour récupérer lesdites données (K) à partir de la valeur C_5 et de ladite troisième valeur.

23. Dispositif de déchiffrement selon la revendication 22, dans lequel le calculateur (21) est agencé pour, dans au moins une opération de déchiffrement consécutive à une opération de révocation de clé, remplacer l'élément B de la clé de déchiffrement {A, B, x} contenue dans la mémoire (22) par ledit élément Y calculé au cours de ladite opération de déchiffrement.

24. Programme d'ordinateur pour un dispositif de déchiffrement (2), le programme comprenant des instructions pour mettre en œuvre les étapes d'une opération de déchiffrement d'un procédé selon l'une quelconque des revendications 5, 6, 9 ou 13 lors d'une exécution du programme par une unité de traitement (21) du dispositif.

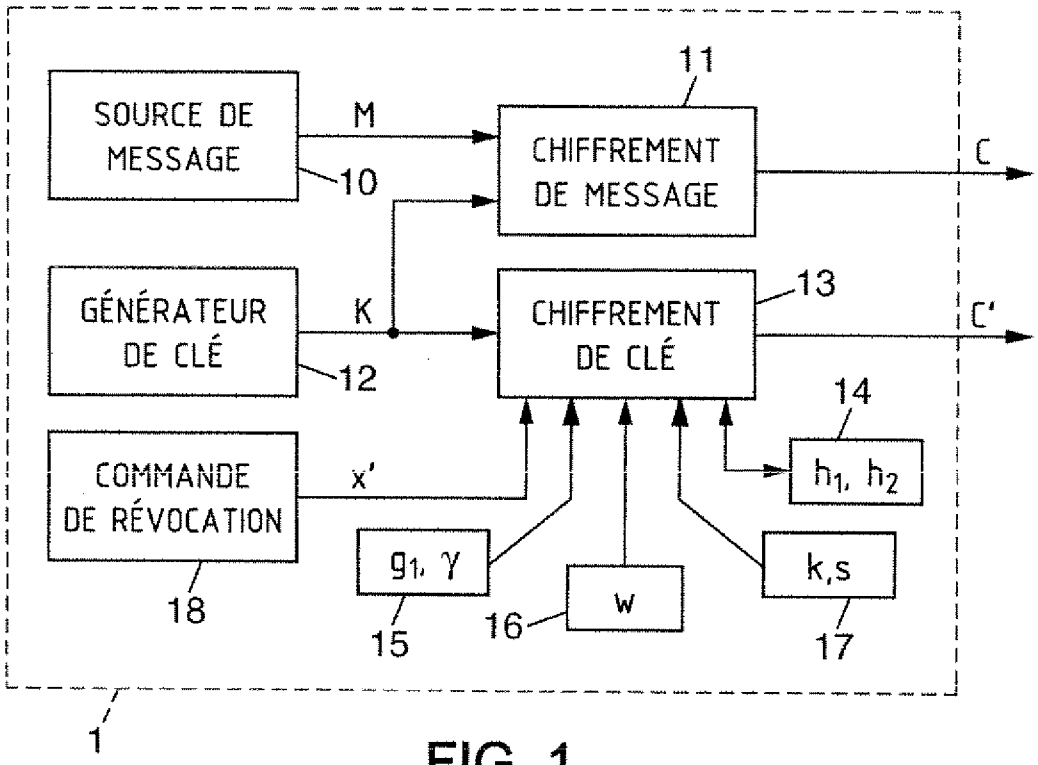

SOURCE DE MESSAGE
10
M
11
CHIFFREMENT DE MESSAGE
C
GÉNÉRATEUR DE CLÉ
12
K
CHIFFREMENT DE CLÉ
13
C'
14
h_1, h_2
COMMANDE DE RÉVOCATION
18
x'
g_1, γ
15
w
16
k,s
17
1

FIG. 1

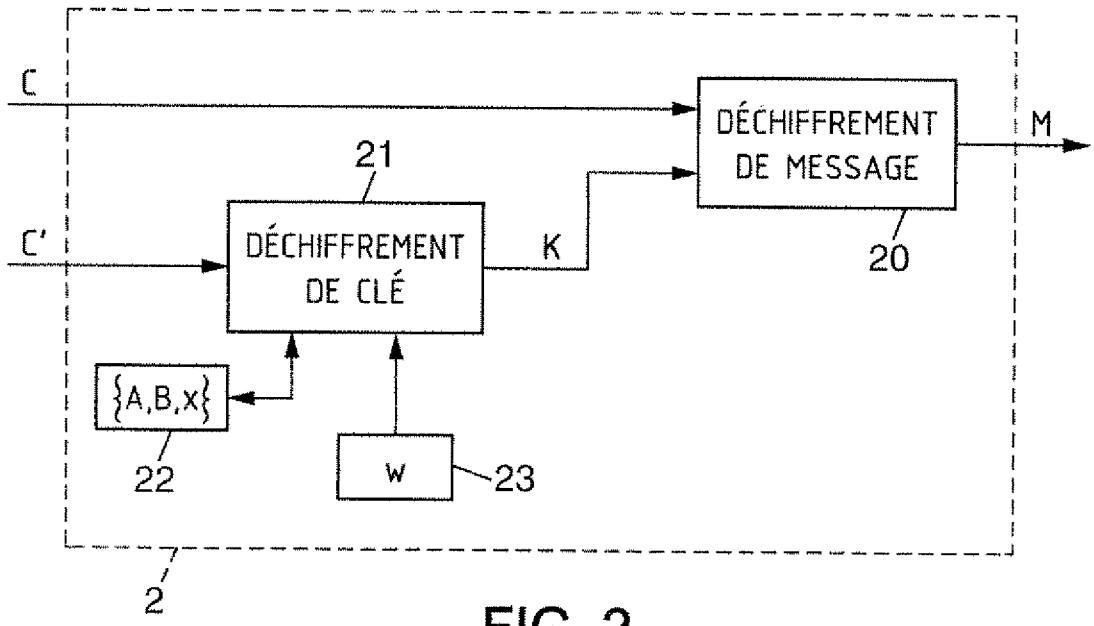

C
C'
DÉCHIFFREMENT DE CLÉ
21
K
DÉCHIFFREMENT DE MESSAGE
M
20
{A,B,x}
22
w
23
2

FIG. 2

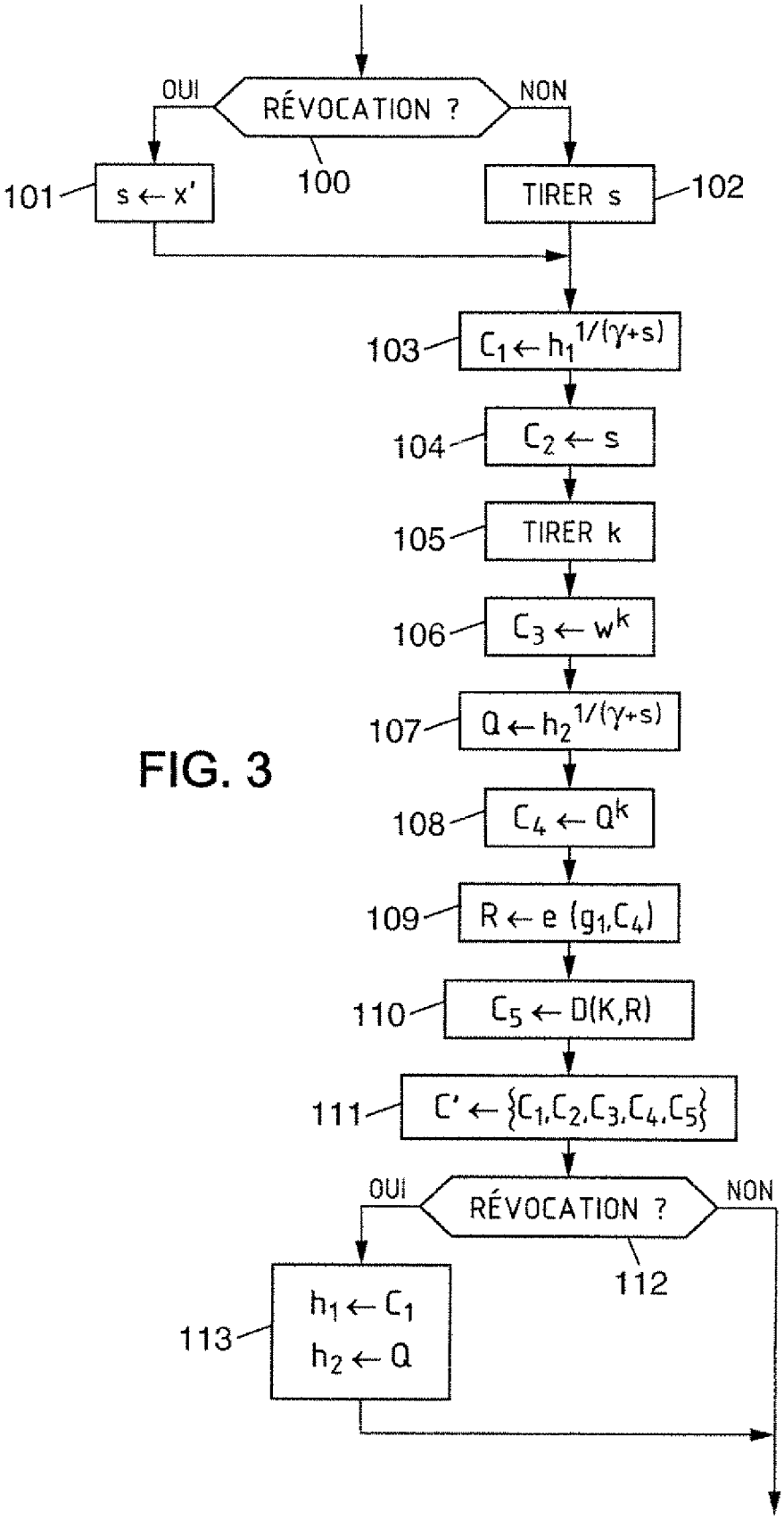

OUI
RÉVOCATION ?
NON
100
101
s ← x'
TIRER s
102
103
C1 ← h1^1/(γ+s)
104
C2 ← s
105
TIRER k
106
C3 ← w^k
107
Q ← h2^1/(γ+s)
108
C4 ← Q^k
109
R ← e (g1,C4)
110
C5 ← D(K,R)
111
C' ← {C1,C2,C3,C4,C5}
OUI
RÉVOCATION ?
NON
112
113
h1 ← C1
h2 ← Q

FIG. 3

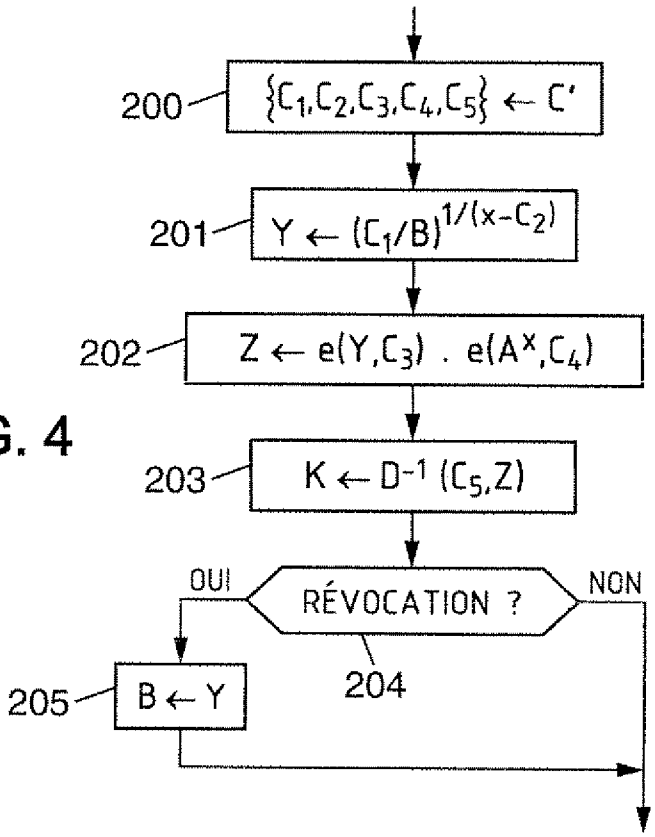

200
{C1,C2,C3,C4,C5} ← C'
201
Y ← (C1/B)^1/(x-C2)
202
Z ← e(Y,C3) . e(A^x,C4)
203
K ← D^-1 (C5,Z)
OUI
RÉVOCATION ?
NON
204
205
B ← Y

FIG. 4

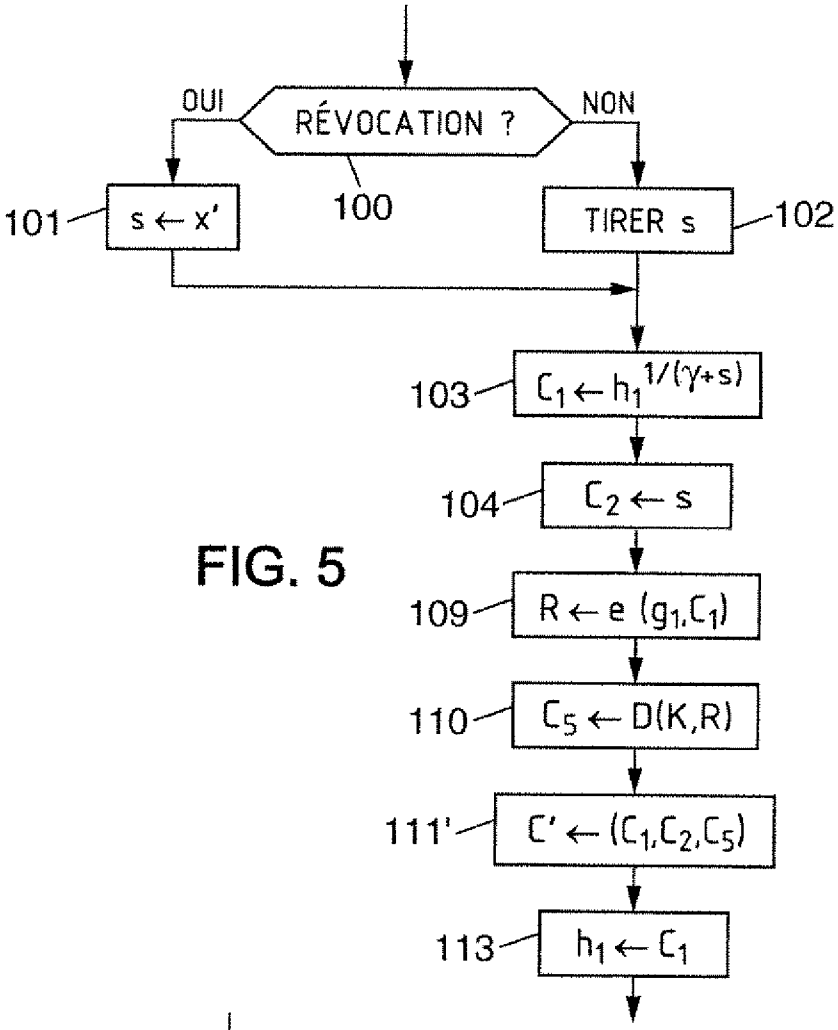

RÉVOCATION ?
100
OUI
NON
101
s ← x'
TIRER s
102
103
$C_1 \leftarrow h_1^{1/(\gamma+s)}$
104
$C_2 \leftarrow s$
109
$R \leftarrow e(g_1, C_1)$
110
$C_5 \leftarrow D(K,R)$
111'
$C' \leftarrow (C_1, C_2, C_5)$
113
$h_1 \leftarrow C_1$

FIG. 5

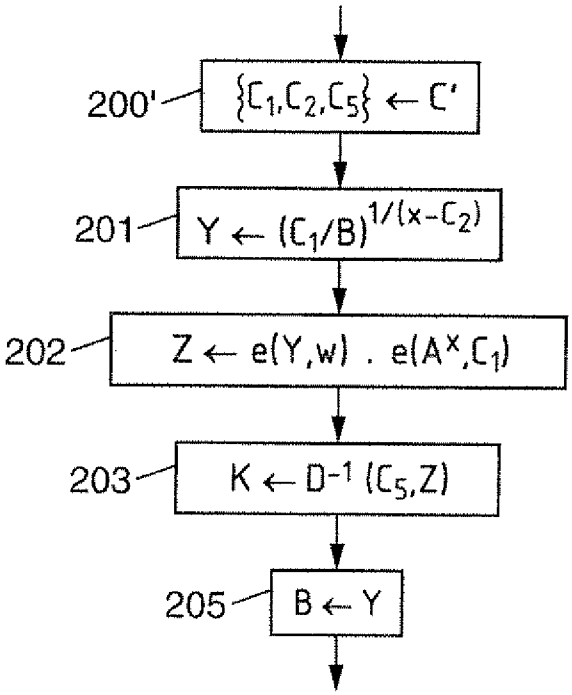

200'
$\{C_1, C_2, C_5\} \leftarrow C'$
201
$Y \leftarrow (C_1/B)^{1/(x-C_2)}$
202
$Z \leftarrow e(Y,w) \cdot e(A^x, C_1)$
203
$K \leftarrow D^{-1}(C_5, Z)$
205
$B \leftarrow Y$

FIG. 6

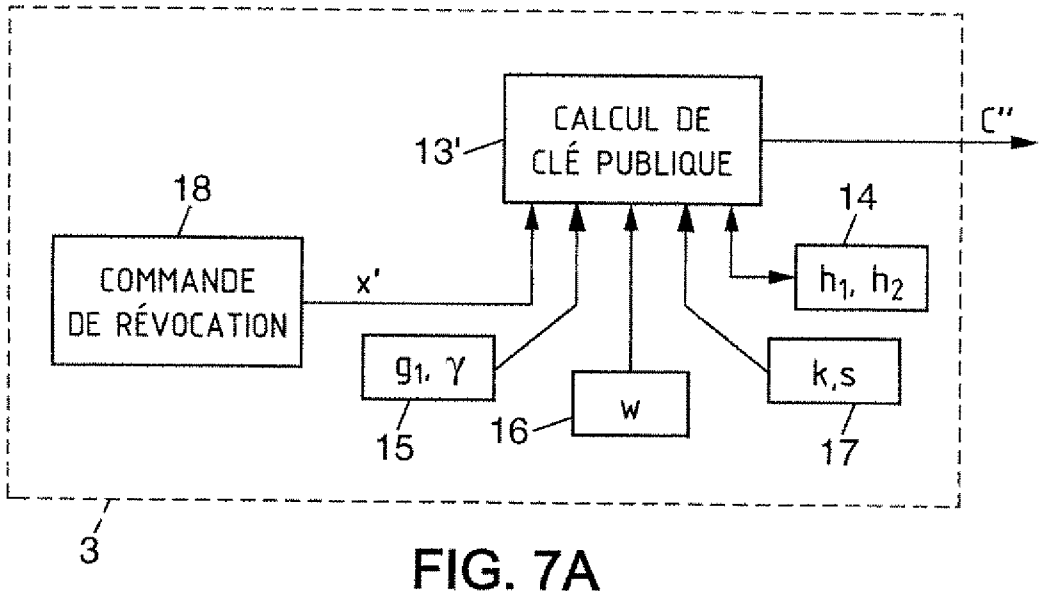

CALCUL DE
CLÉ PUBLIQUE
13'
C''
18
COMMANDE
DE RÉVOCATION
x'
14
h1, h2
g1, γ
15
16
w
k,s
17
3

FIG. 7A

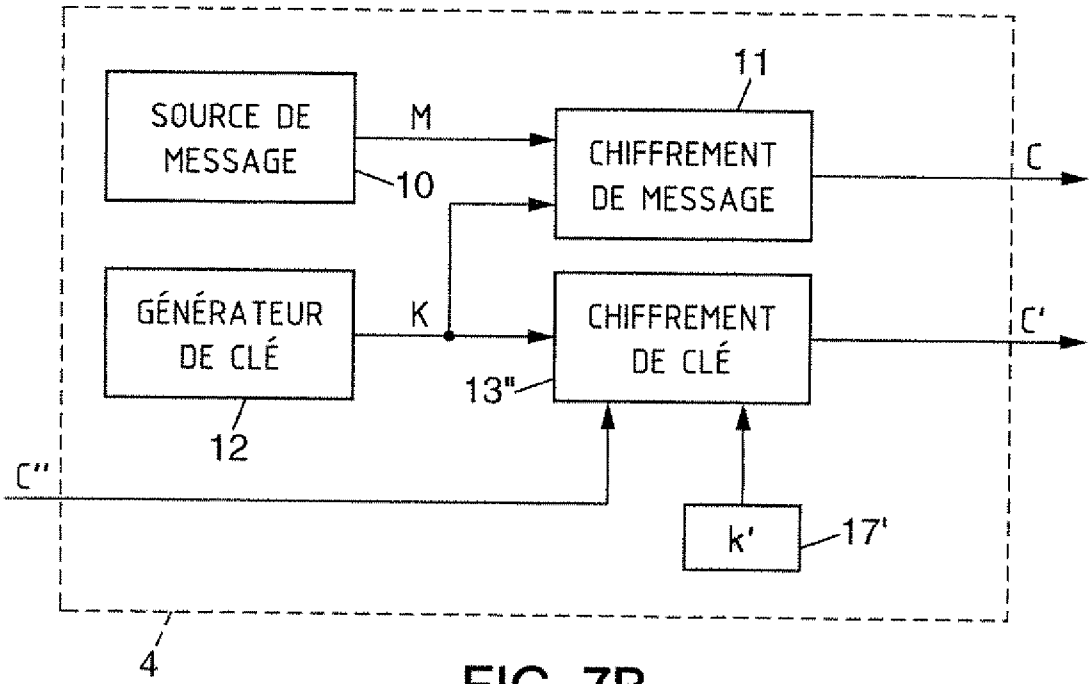

11
SOURCE DE
MESSAGE
M
10
CHIFFREMENT
DE MESSAGE
C
GÉNÉRATEUR
DE CLÉ
K
CHIFFREMENT
DE CLÉ
C'
13"
12
C''
k'
17'
4

FIG. 7B

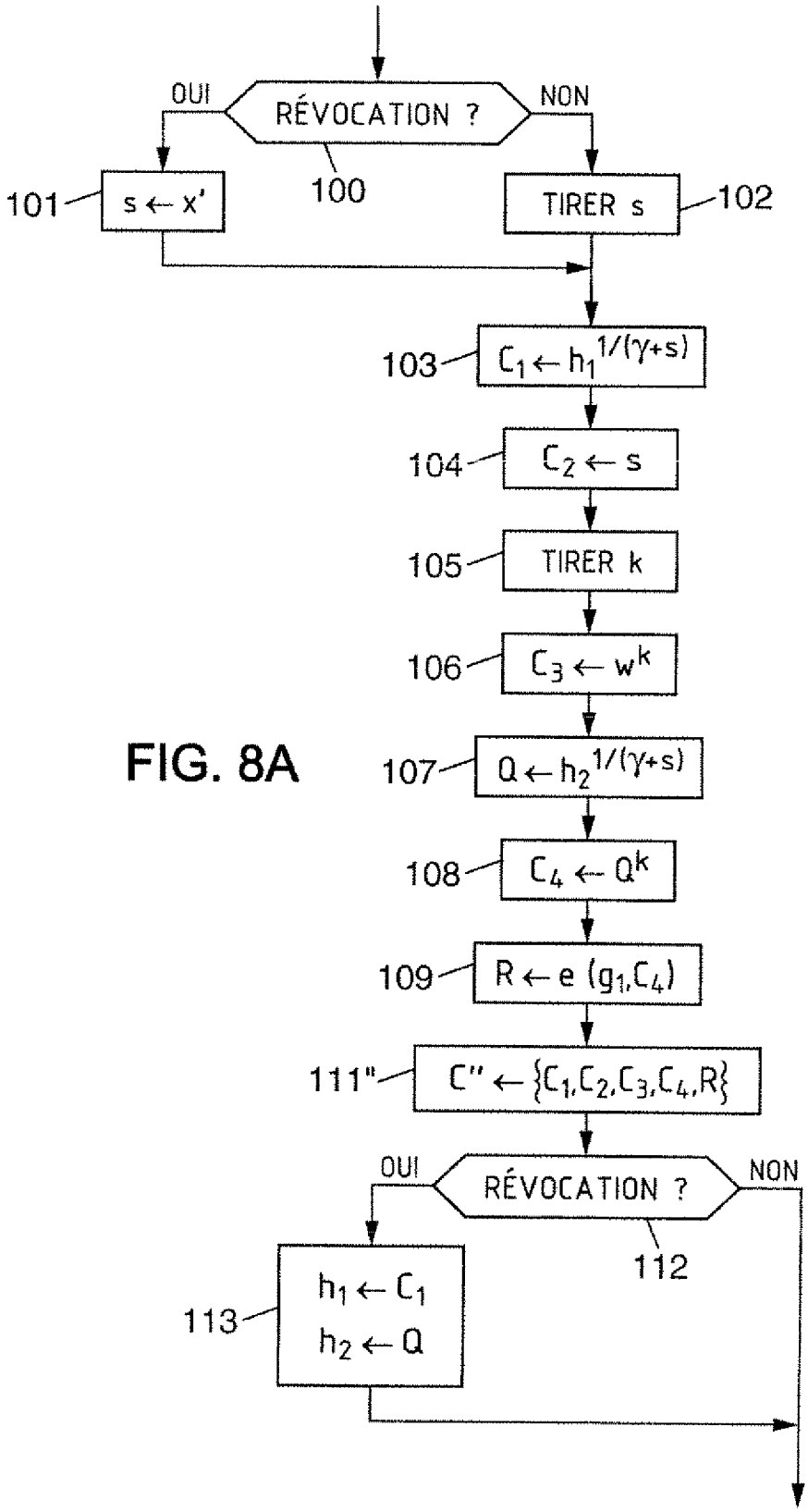
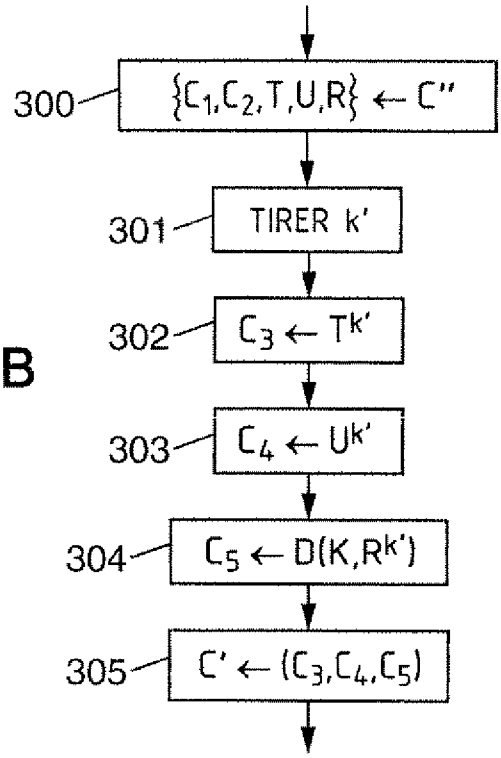

OUI
RÉVOCATION ?
NON
100
101
s ← x'
TIRER s
102
103
$C_1 \leftarrow h_1^{1/(\gamma+s)}$
104
$C_2 \leftarrow s$
105
TIRER k
106
$C_3 \leftarrow w^k$
107
$Q \leftarrow h_2^{1/(\gamma+s)}$
108
$C_4 \leftarrow Q^k$
109
$R \leftarrow e(g_1, C_4)$
111"
$C'' \leftarrow \{C_1, C_2, C_3, C_4, R\}$
OUI
RÉVOCATION ?
NON
112
113
$h_1 \leftarrow C_1$
$h_2 \leftarrow Q$

FIG. 8A

FIG. 8B


300
{C1,C2,T,U,R} ← C''
301
TIRER k'
302
C3 ← Tk'
303
C4 ← Uk'
304
C5 ← D(K,Rk')
305
C' ← (C3,C4,C5)

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International application No
PCT/FR2007/051214

A. CLASSIFICATION OF SUBJECT MATTER
INV. H04L9/08 H04L9/30 H04N7/167

According to International Patent Classification (IPC) or to both national classification and IPC

B. FIELDS SEARCHED

Minimum documentation searched (classification system followed by classification symbols)
H04L H04N

Documentation searched other than minimum documentation to the extent that such documents are included in the fields searched

Electronic data base consulted during the international search (name of data base and, where practical, search terms used)
EPO-Internal, INSPEC, WPI Data

C. DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT

Category*	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
X	WEN-GUEY TZENG ET AL: "A public-key traitor tracing scheme with revocation using dynamic shares" PUBLIC KEY CRYTOGRAPHY. 4TH INTERNATIONAL WORKSHOP ON PRACTICE AND THEORY IN PUBLIC KEY CRYPTOSYSTEMS, PKC 2001. PROCEEDINGS (LECTURE NOTES IN COMPUTER SCIENCE VOL.1992) SPRINGER-VERLAG BERLIN, GERMANY, 2001, pages 207-224, XP002416529 ISBN: 3-540-41658-7 abstract page 209, line 29 - page 214, line 4; figure 1 page 215, line 6 - line 21 ----- -/--	1-6,11, 12, 17-20,24

[X] Further documents are listed in the continuation of Box C. [ ] See patent family annex.

* Special categories of cited documents :

"A" document defining the general state of the art which is not considered to be of particular relevance

"E" earlier document but published on or after the international filing date

"L" document which may throw doubts on priority claim(s) or which is cited to establish the publication date of another citation or other special reason (as specified)

"O" document referring to an oral disclosure, use, exhibition or other means

"P" document published prior to the international filing date but later than the priority date claimed

"T" later document published after the international filing date or priority date and not in conflict with the application but cited to understand the principle or theory underlying the invention

"X" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered novel or cannot be considered to involve an inventive step when the document is taken alone

"Y" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered to involve an inventive step when the document is combined with one or more other such documents, such combination being obvious to a person skilled in the art.

"&" document member of the same patent family

Date of the actual completion of the international search	Date of mailing of the international search report
20 September 2007	27/09/2007

Name and mailing address of the ISA/	Authorized officer
European Patent Office, P.B. 5818 Patentlaan 2 NL - 2280 HV Rijswijk Tel. (+31-70) 340-2040, Tx. 31 651 epo nl, Fax: (+31-70) 340-3016	Dujardin, Corinne

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International application No
PCT/FR2007/051214

C(Continuation). DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT

Category*	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
X	TO V D ET AL ASSOCIATION FOR COMPUTING MACHINERY: "NEW TRAITOR TRACING SCHEMES USING BILINEAR MAP" PROCEEDINGS OF THE 3RD. ACM WORKSHOP ON DIGITAL RIGHTS MANAGEMENT. DRM 2003. WASHINGTON, DC, OCT. 27, 2003, PROCEEDINGS OF THE ACM WORKSHOP ON DIGITAL RIGHTS MANAGEMENT. (DRM), NEW YORK, NY : ACM, US, 27 October 2003 (2003-10-27), pages 67-76, XP001238176 ISBN: 1-58113-786-9 abstract	1-5,11, 12, 17-19,24
A	page 69, left-hand column, line 34 - page 70, left-hand column, line 6 page 73, left-hand column, line 23 - right-hand column, line 30 page 74, right-hand column, line 12 - line 51 page 75, line 116	7-10, 13-16, 21-23

X	NAOR M ET AL: "Efficient Trace and Revoke Schemes" LECTURE NOTES IN COMPUTER SCIENCE, SPRINGER VERLAG, BERLIN, DE, vol. 1962, February 2000 (2000-02), pages 1-20, XP002326817 ISSN: 0302-9743 abstract page 3, line 36 - page 4, line 17 page 13, line 27 - line 37 page 16, line 11 - last line	1-5,11, 12, 17-19,24

RAPPORT DE RECHERCHE INTERNATIONALE

Demande internationale n°
PCT/FR2007/051214

A. CLASSEMENT DE L'OBJET DE LA DEMANDE
INV. H04L9/08 H04L9/30 H04N7/167

Selon la classification internationale des brevets (CIB) ou à la fois selon la classification nationale et la CIB

B. DOMAINES SUR LESQUELS LA RECHERCHE A PORTE

Documentation minimale consultée (système de classification suivi des symboles de classement)
H04L H04N

Documentation consultée autre que la documentation minimale dans la mesure où ces documents relèvent des domaines sur lesquels a porté la recherche

Base de données électronique consultée au cours de la recherche internationale (nom de la base de données, et si cela estréalisable, termes de recherche utilisés)
EPO-Internal, INSPEC, WPI Data

C. DOCUMENTS CONSIDERES COMME PERTINENTS

Catégorie*	Identification des documents cités, avec, le cas échéant, l'indication des passages pertinents	no. des revendications visées
X	WEN-GUEY TZENG ET AL: "A public-key traitor tracing scheme with revocation using dynamic shares" PUBLIC KEY CRYTOGRAPHY. 4TH INTERNATIONAL WORKSHOP ON PRACTICE AND THEORY IN PUBLIC KEY CRYPTOSYSTEMS, PKC 2001. PROCEEDINGS (LECTURE NOTES IN COMPUTER SCIENCE VOL.1992) SPRINGER-VERLAG BERLIN, GERMANY, 2001, pages 207-224, XP002416529 ISBN: 3-540-41658-7 abrégé page 209, ligne 29 - page 214, ligne 4; figure 1 page 215, ligne 6 - ligne 21 ----- -/--	1-6,11, 12, 17-20,24

[X] Voir la suite du cadre C pour la fin de la liste des documents

[ ] Les documents de familles de brevets sont indiqués en annexe

* Catégories spéciales de documents cités:

"A" document définissant l'état général de la technique, non considéré comme particulièrement pertinent

"E" document antérieur, mais publié à la date de dépôt international ou après cette date

"L" document pouvant jeter un doute sur une revendication de priorité ou cité pour déterminer la date de publication d'une autre citation ou pour une raison spéciale (telle qu'indiquée)

"O" document se référant à une divulgation orale, à un usage, à une exposition ou tous autres moyens

"P" document publié avant la date de dépôt international, mais postérieurement à la date de priorité revendiquée

"T" document ultérieur publié après la date de dépôt international ou la date de priorité et n'appartenenant pas à l'état de la technique pertinent, mais cité pour comprendre le principe ou la théorie constituant la base de l'invention

"X" document particulièrement pertinent; l'inven tion revendiquée ne peut être considérée comme nouvelle ou comme impliquant une activité inventive par rapport au document considéré isolément

"Y" document particulièrement pertinent; l'inven tion revendiquée ne peut être considérée comme impliquant une activité inventive lorsque le document est associé à un ou plusieurs autres documents de même nature, cette combinaison étant évidente pour une personne du métier

"&" document qui fait partie de la même famille de brevets

Date à laquelle la recherche internationale a été effectivement achevée	Date d'expédition du présent rapport de recherche internationale
20 septembre 2007	27/09/2007

Nom et adresse postale de l'administration chargée de la recherche internationale	Fonctionnaire autorisé
Office Européen des Brevets, P.B. 5818 Patentlaan 2 NL – 2280 HV Rijswijk Tel. (+31-70) 340-2040, Tx. 31 651 epo nl, Fax: (+31-70) 340-3016	Dujardin, Corinne

RAPPORT DE RECHERCHE INTERNATIONALE

Demande internationale n°
PCT/FR2007/051214

C(suite). DOCUMENTS CONSIDERES COMME PERTINENTS

Catégorie*	Identification des documents cités, avec, le cas échéant, l'indication des passages pertinents	no. des revendications visées
X	TO V D ET AL ASSOCIATION FOR COMPUTING MACHINERY: "NEW TRAITOR TRACING SCHEMES USING BILINEAR MAP" PROCEEDINGS OF THE 3RD. ACM WORKSHOP ON DIGITAL RIGHTS MANAGEMENT. DRM 2003. WASHINGTON, DC, OCT. 27, 2003, PROCEEDINGS OF THE ACM WORKSHOP ON DIGITAL RIGHTS MANAGEMENT. (DRM), NEW YORK, NY : ACM, US, 27 octobre 2003 (2003-10-27), pages 67-76, XP001238176 ISBN: 1-58113-786-9 abrégé	1-5,11, 12, 17-19,24
A	page 69, colonne de gauche, ligne 34 - page 70, colonne de gauche, ligne 6 page 73, colonne de gauche, ligne 23 - colonne de droite, ligne 30 page 74, colonne de droite, ligne 12 - ligne 51 page 75, ligne 116	7-10, 13-16, 21-23

X	NAOR M ET AL: "Efficient Trace and Revoke Schemes" LECTURE NOTES IN COMPUTER SCIENCE, SPRINGER VERLAG, BERLIN, DE, vol. 1962, février 2000 (2000-02), pages 1-20, XP002326817 ISSN: 0302-9743 abrégé page 3, ligne 36 - page 4, ligne 17 page 13, ligne 27 - ligne 37 page 16, ligne 11 - dernière ligne	1-5,11, 12, 17-19,24
