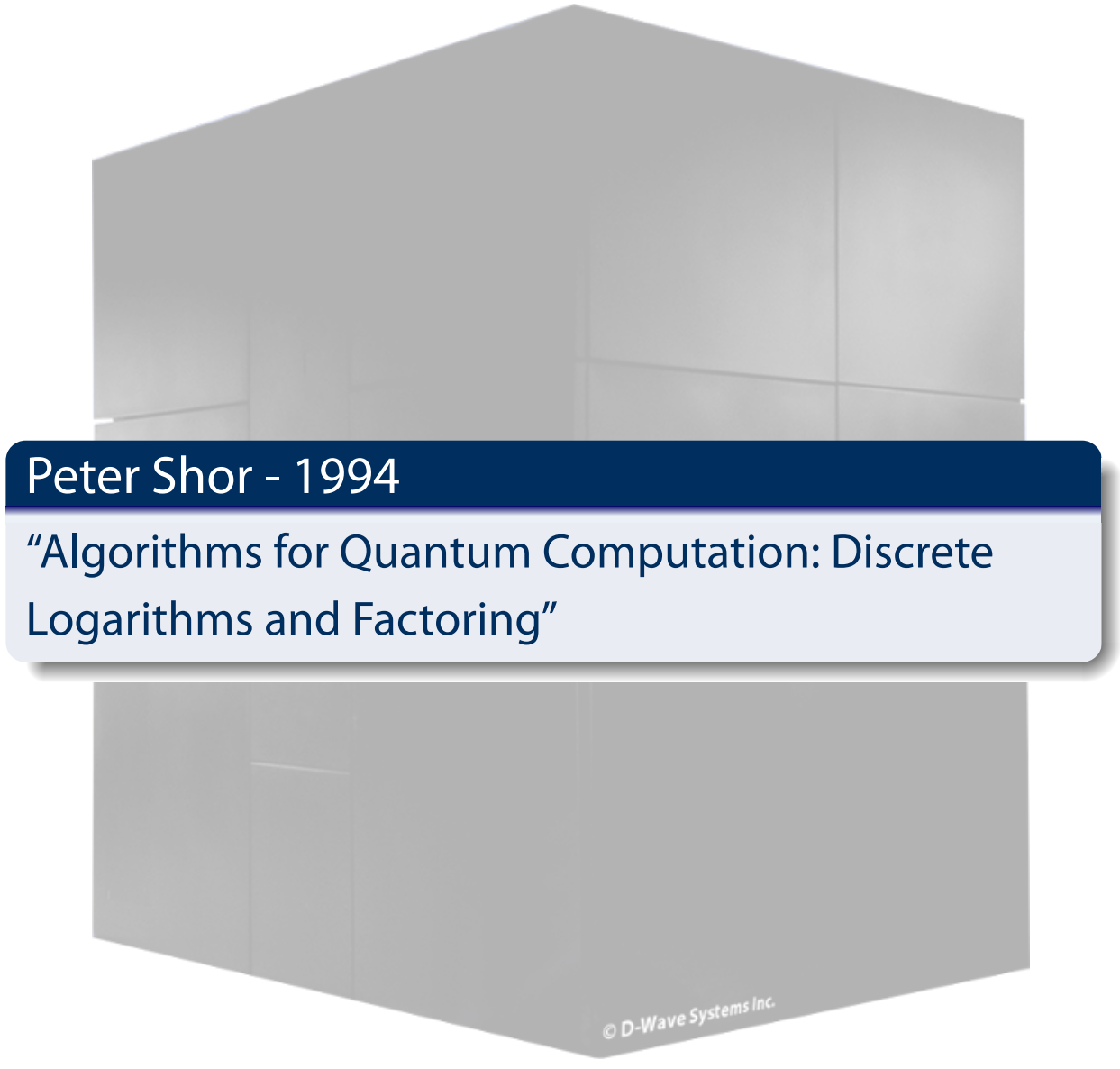
POST-QUANTUM KRYPTOGRAPHIE FÜR IPSEC

Dipl.-Inf. Ephraim Zimmer

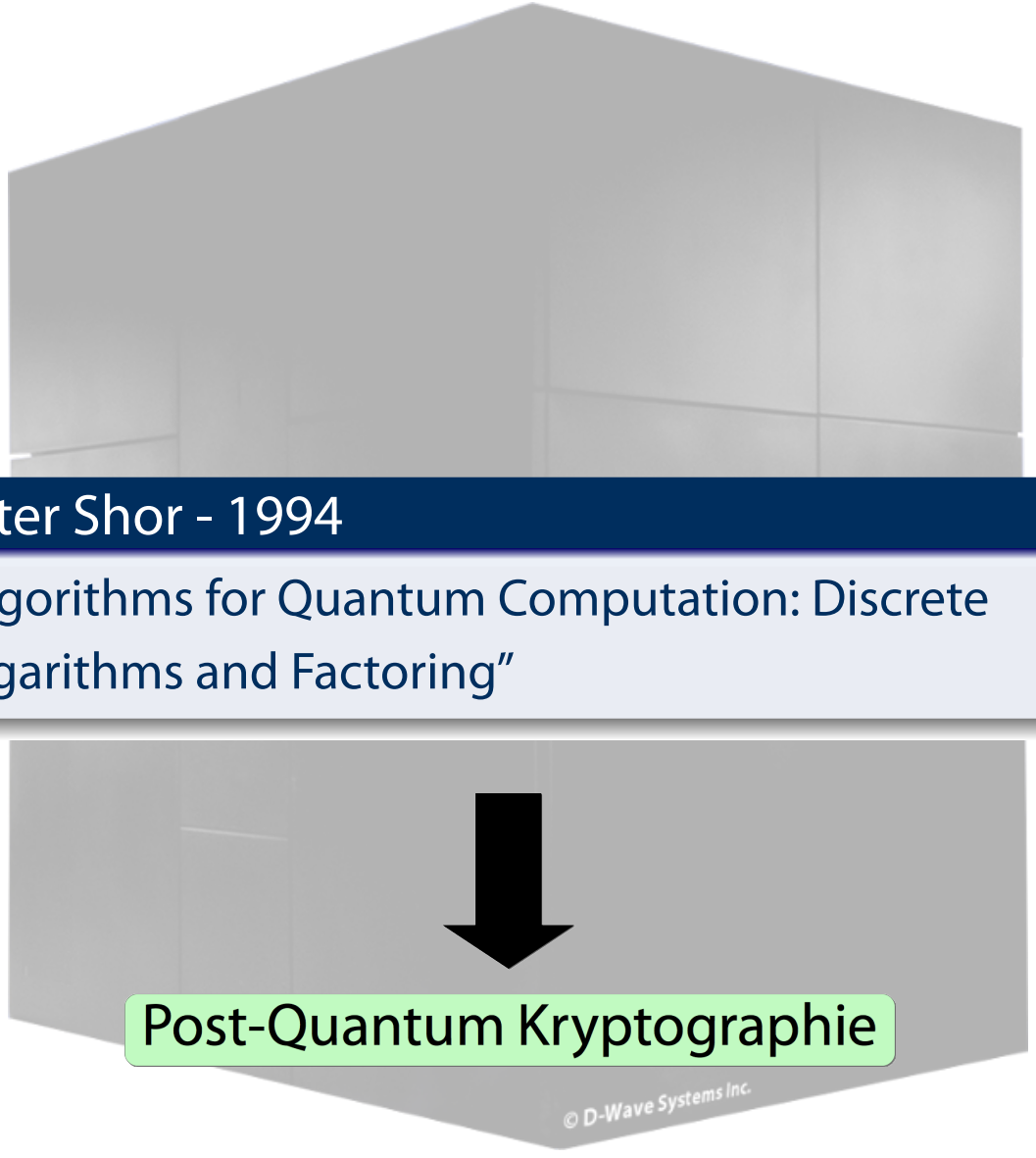
Darmstadt, 20. November 2014


© D-Wave Systems Inc.



Peter Shor - 1994

"Algorithms for Quantum Computation: Discrete Logarithms and Factoring"

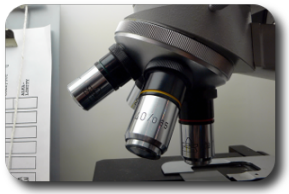


Peter Shor - 1994

"Algorithms for Quantum Computation: Discrete Logarithms and Factoring"

Post-Quantum Kryptographie

Notwendige Schritte



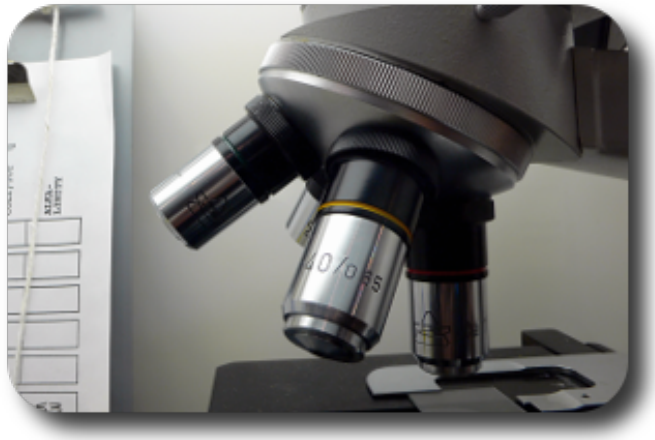
1. IPsec Analyse

2. Geeignete Kryptosysteme für PQC

3. PQC-Implementierung

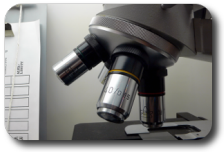
4. IPsec Erweiterung

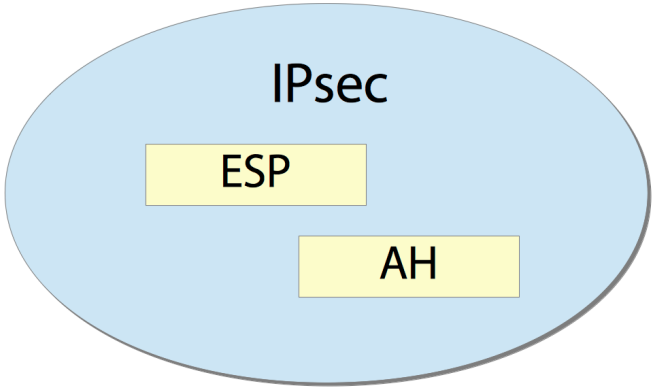
5. Evaluation und Vergleich



IPsec Analyse

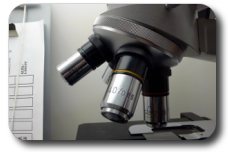
IP Security - RFC4301

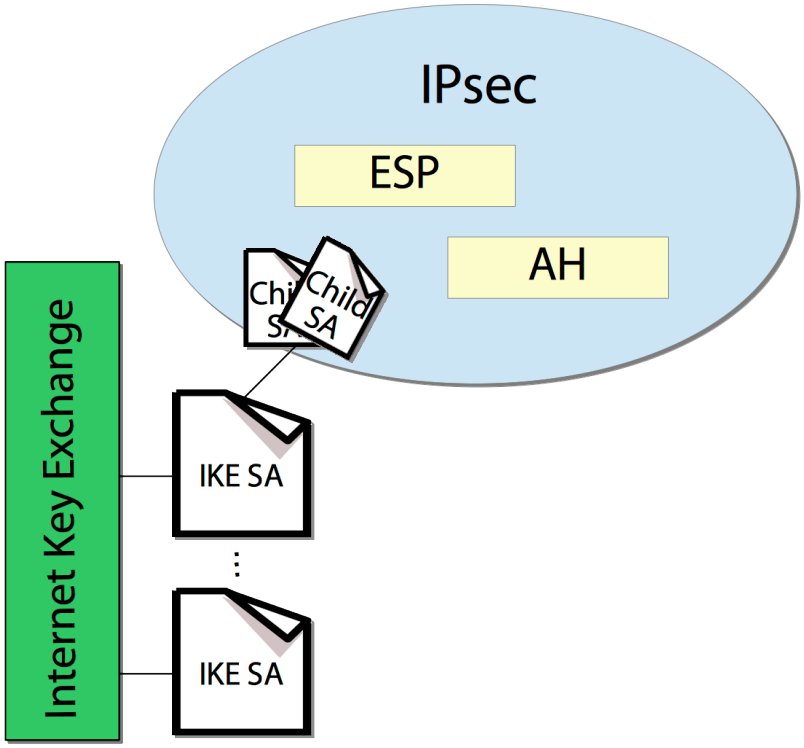




- Zugriffskontrolle
- Teilnehmerauthentifizierung
- verbindungslose Integrität
- Vertraulichkeit
- Replay-Schutz
- eingeschränkte Datenfluss-Vertraulichkeit

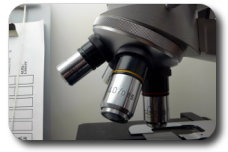
IP Security - RFC4301

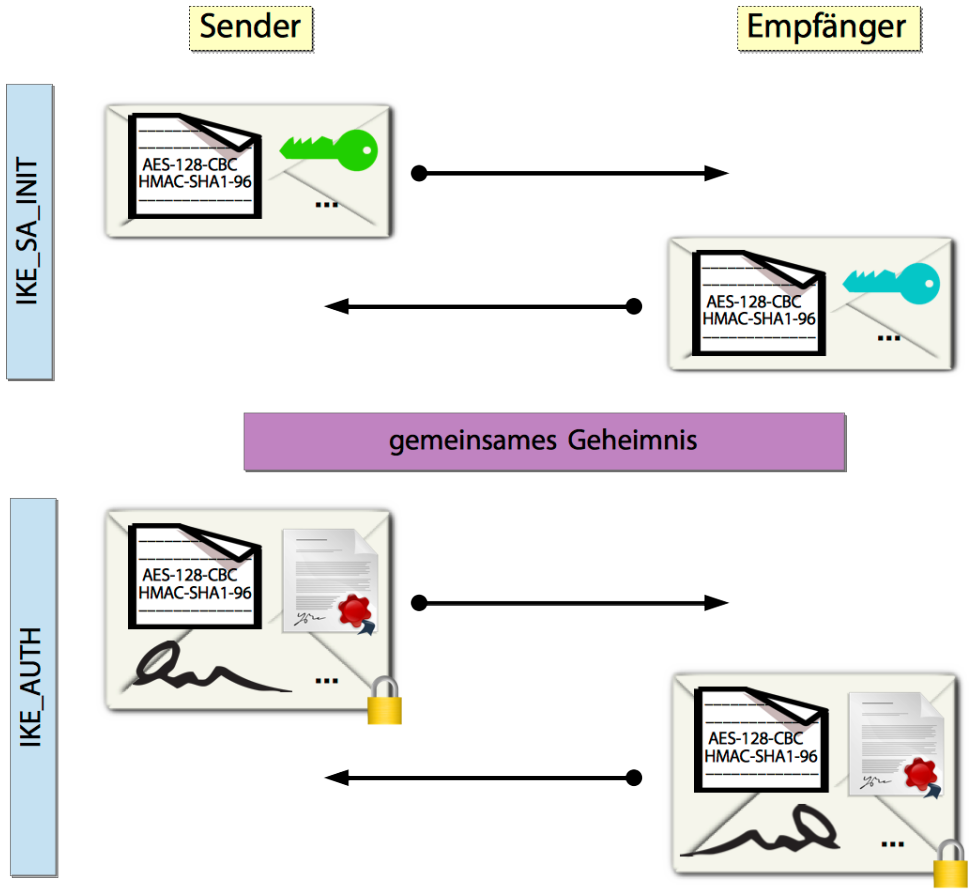


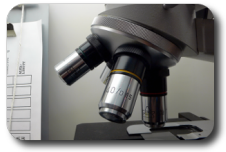


- Zugriffskontrolle
- Teilnehmerauthentifizierung
- verbindungslose Integrität
- Vertraulichkeit
- Replay-Schutz
- eingeschränkte Datenfluss-Vertraulichkeit

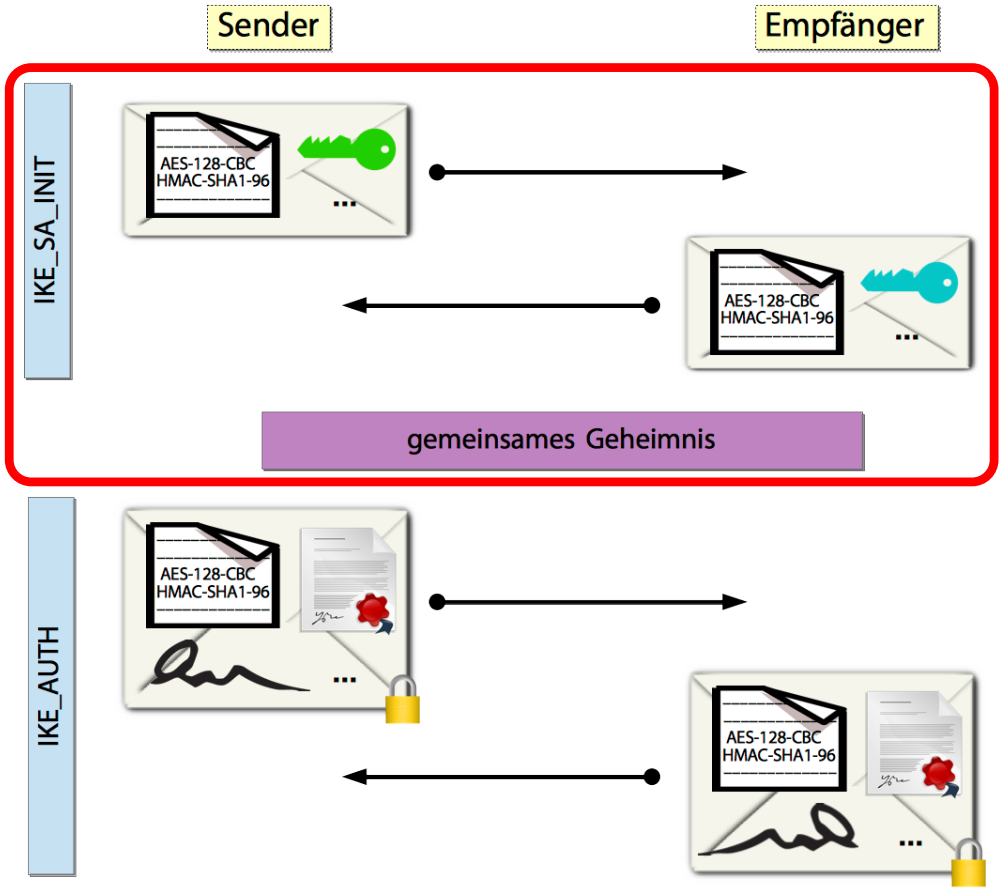
IKEv2 Protokoll - RFC5996







IKEv2 Protokoll - RFC5996



Geeignete Kryptosysteme für PQC

Geeignete Kryptosysteme für PQC-Schlüsselaustausch

- ~~Symmetrische Kryptographie~~
- ~~Hashbasierte Kryptographie~~
- Multivariate Kryptographie
- Gitterbasierte Kryptographie
- Codebasierte Kryptographie

Geeignete Kryptosysteme für PQC-Schlüsselaustausch

- ~~Symmetrische Kryptographie~~
- ~~Hashbasierte Kryptographie~~
- Multivariate Kryptographie
- Gitterbasierte Kryptographie
- **Codebasierte Kryptographie**

Codebasierte Kryptographie

- Fehlerkorrigierende Codes
- Verschlüsselung: Hinzufügen von Bitfehlern
- Entschlüsselung: Entfernen der Bitfehler durch die Kenntnis des Codes

$\Rightarrow$ Vertreter: McEliece Kryptosystem, Niederreiter Kryptosystem

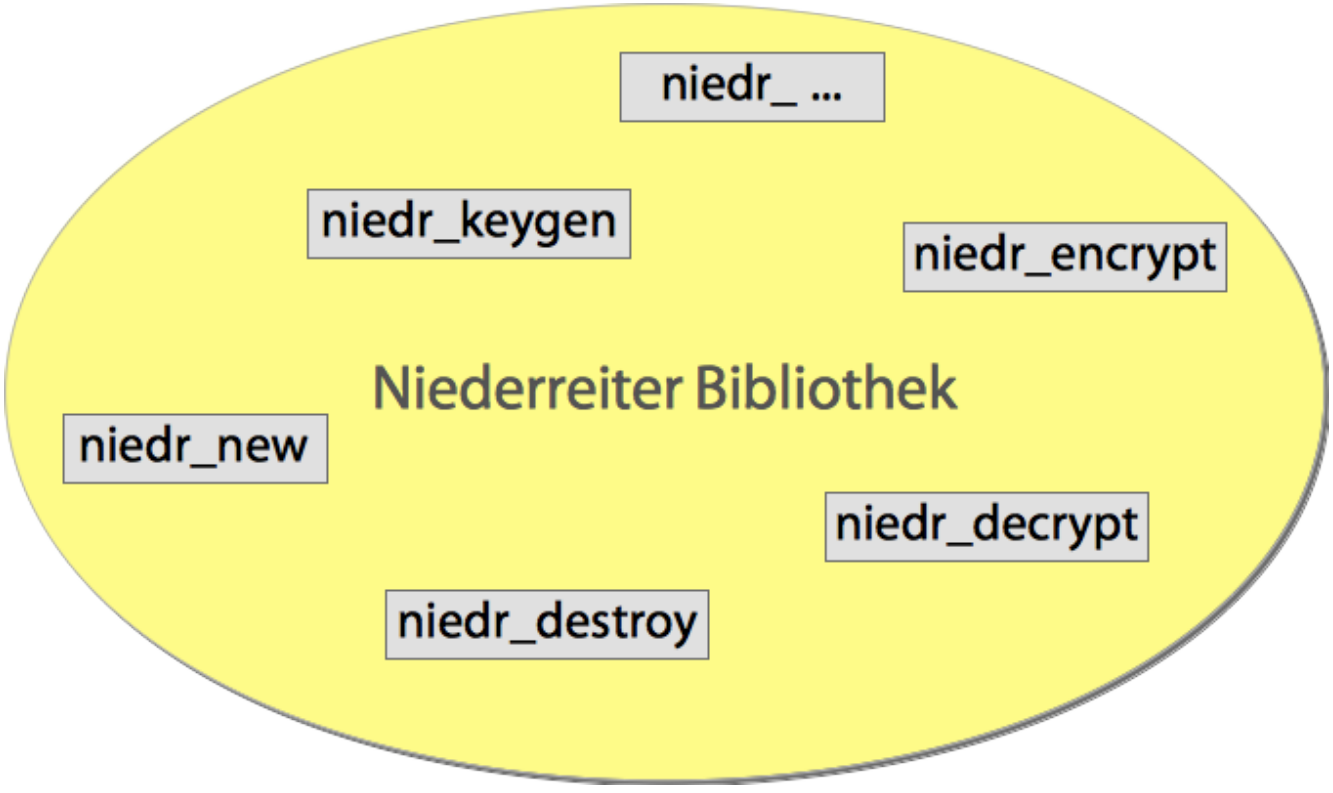
Codebasierte Kryptographie

- Fehlerkorrigierende Codes
- Verschlüsselung: Hinzufügen von Bitfehlern
- Entschlüsselung: Entfernen der Bitfehler durch die Kenntnis des Codes

$\Rightarrow$ Vertreter: McEliece Kryptosystem, **Niederreiter Kryptosystem**

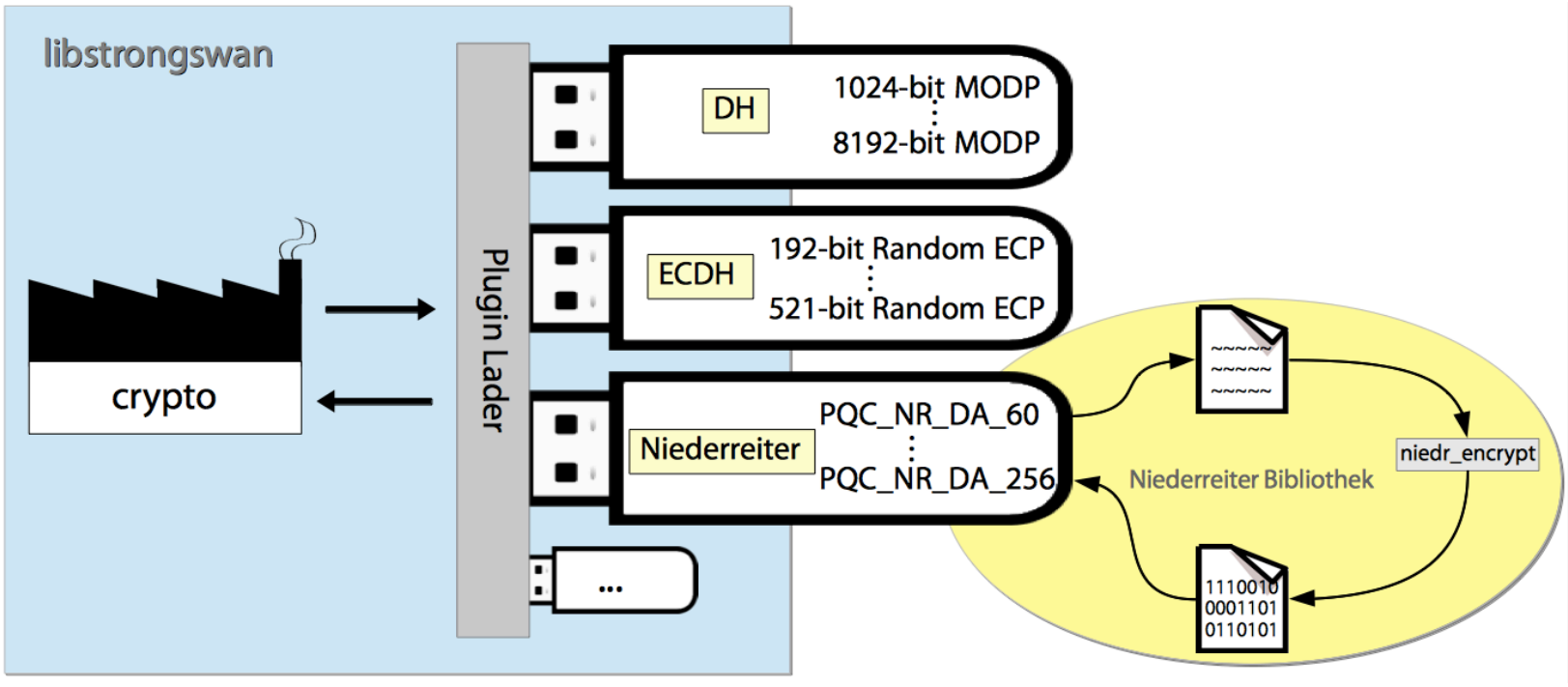
PQC-Implementierung

Niederreiter Kryptobibliothek

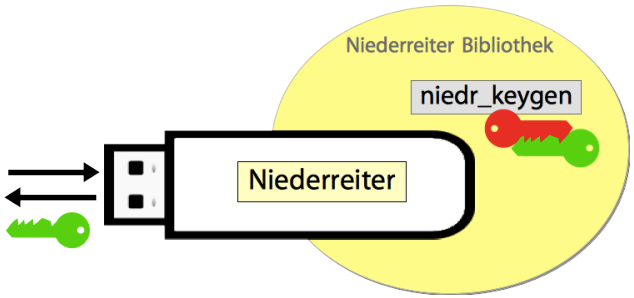


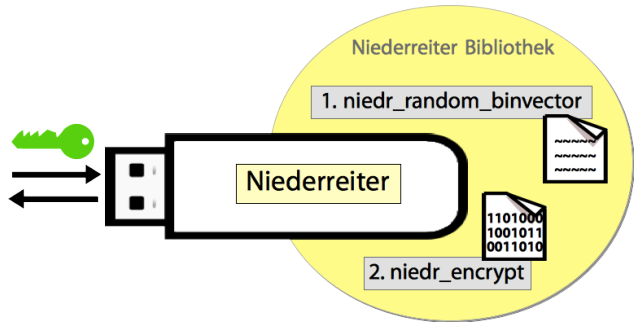
IPsec Erweiterung

strongSwan Plugin

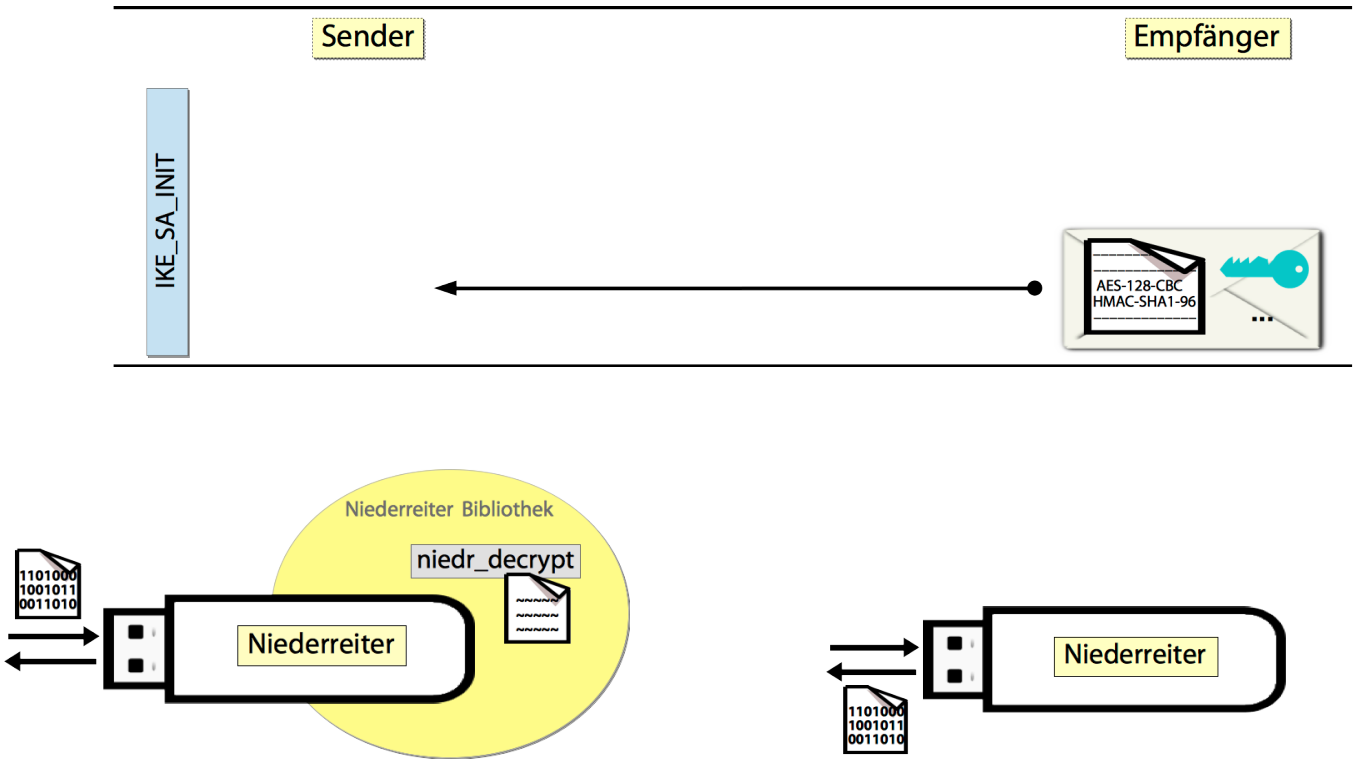


Erste IKE_SA_INIT Nachricht





Zweite IKE_SA_INIT Nachricht



Problem: Große öffentliche Schlüssel

Bit-Sicherheit	DH	ECDH	Niederreiter
128	384	64	443.088
200	1.024	-	1.097.560
256	-	132	1.924.824

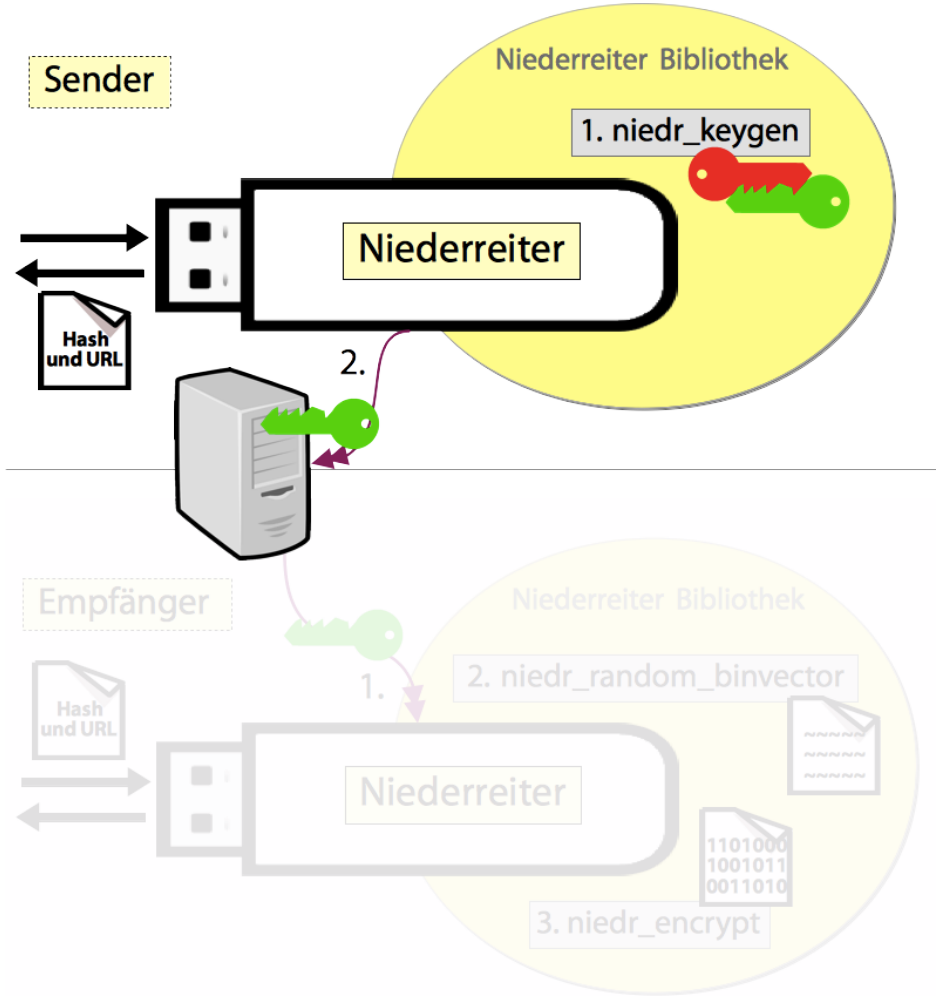
Tabelle: Datenmenge in Byte für einen Schlüsselaustausch vom Sender zum Empfänger.

Lösung: Hash und URL

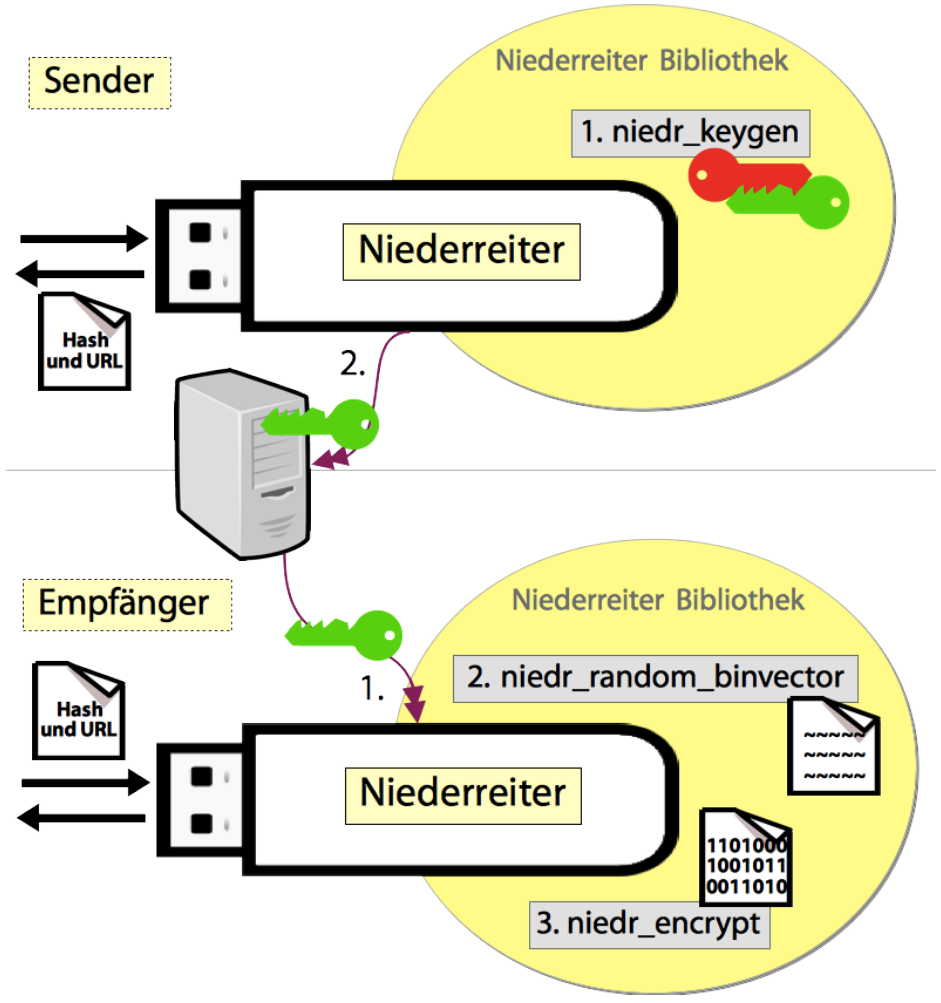
RFC5996

"by replacing long data structures with a 20-octet SHA-1 hash […] of the replaced value followed by a variable-length URL that resolves to the […] data structure itself."

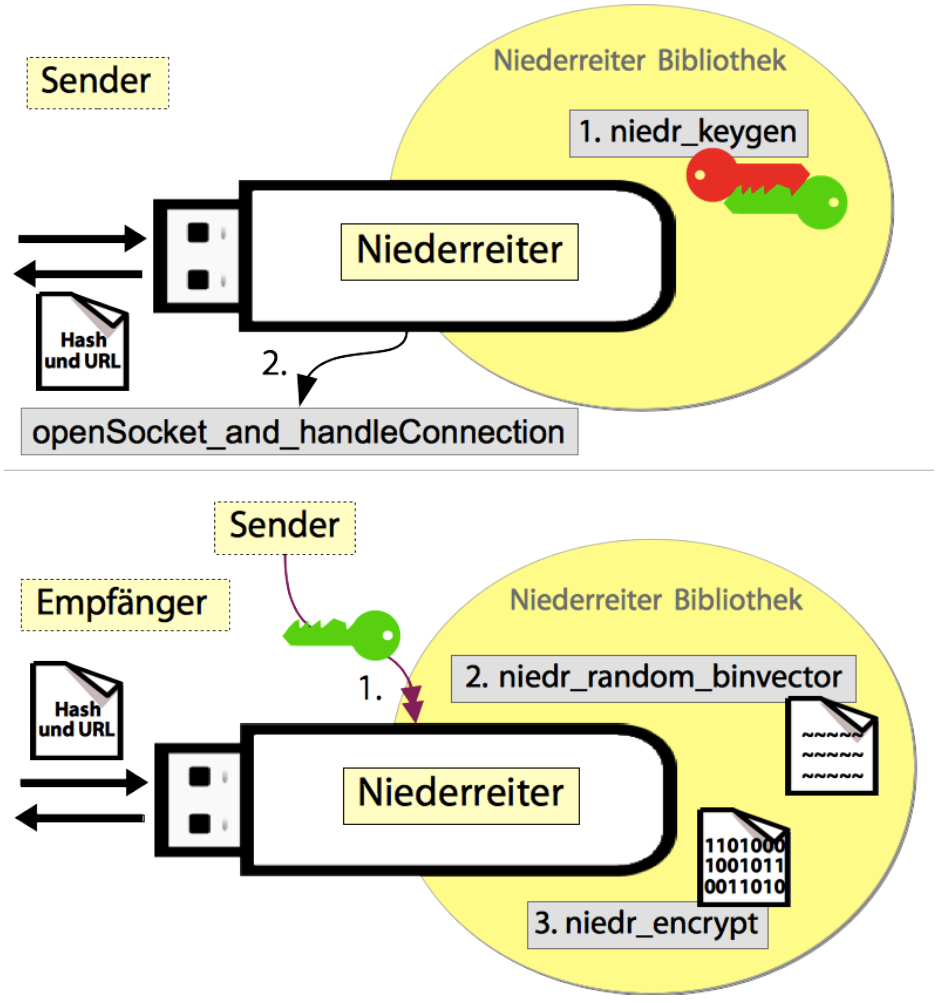
Lösung: Hash und URL



Lösung: Hash und URL

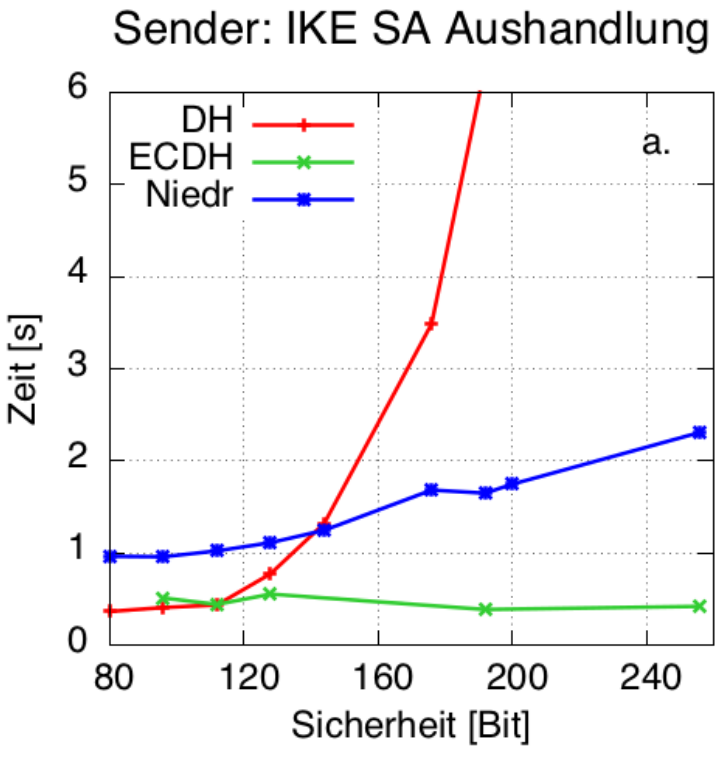


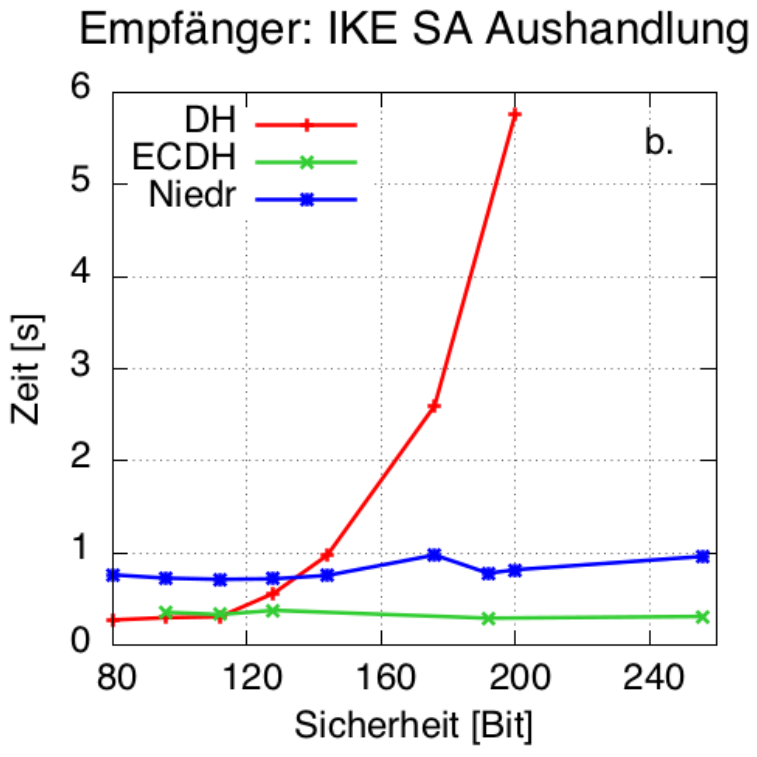
Lösung: Hash und URL mit Sendersocket



Evaluation und Vergleich

Latenz


Sender: IKE SA Aushandlung
DH
ECDH
Niedr
a.
Zeit [s]
Sicherheit [Bit]
0
1
2
3
4
5
6
80
120
160
200
240


Empfänger: IKE SA Aushandlung
DH
ECDH
Niedr
b.
Zeit [s]
Sicherheit [Bit]
0
1
2
3
4
5
6
80
120
160
200
240

Evaluation

+ Empfängerseite
+ Ver- und Entschlüsselung
+ Vergleich mit DH
+ Sicherheit gegen QC

– Schlüsselgenerierung
– Große Niederreiter-Schlüssel

Erreichte Ziele

- ✔ Ersetzung des DH-Schlüsselaustauschs mit PQC
- ✔ Erhaltung der Sicherheitsdienste von IPsec
- ✔ Keine Einführung neuer Angriffsmöglichkeiten
- ✔ Erste funktionierende PQC-IPsec-Verbindung

Lao Tzu

"If you do not change direction, you may end up where you are heading."

- Verbesserung des Prototypen
- Einführung von PQC in kryptographische Standards
- Reduzierung der öffentlichen Niederreiter-Schlüssel
- Integration von PQC in IKE_AUTH

Analyse von IPsec und der notwendigen Änderungen für PQC
→ Fokus auf ***IKEv2***

Überblick geeigneter PQC Kandidaten für einen ***Schlüsselaustausch***

Prototypische **Implementatierung** von PQC in IKEv2
→ ***Niederreiter-Plugin*** für strongSwan

Vergleich mit DH- und ECDH-Schlüsselaustausch-Plugins und **Evaluation**

Backup-Folien

Wirklich noch keine Quantencomputer?

Was bewiesen werden konnte

- 1998: experimentelle Realisierung von Grovers Algorithmus für die Durchsuchung einer Liste von $N = 4$ Elementen nach einer speziellen Charakteristik [CGK98]
- 2001: experimentelle Realisierung von Shors Algorithmus für die Faktorisierung der Zahl 15 mithilfe von sieben Qubits [Van+01]
- 2011: experimentelle Realisierung von Shors Algorithmus für die Faktorisierung der Zahl 21 [Mar+12]
- 2013: effiziente Berechnung der Permanenten[1] einer quadratischen Matrix mithilfe eines nicht-universellen Quantencomputers [Til+13]

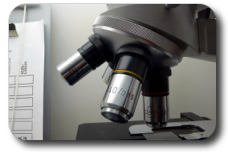
Auswirkung auf moderne Kryptographie

Schlüsselsuche	klassisch	Grover
Anz. Schritte für 128 Bit	$\frac{2^{128}}{2} = 2^{127}$	$\sqrt{\frac{2^{128}}{2}} = 2^{63,5}$
Anz. Schritte für 256 Bit	$\frac{2^{256}}{2} = 2^{255}$	$\sqrt{\frac{2^{256}}{2}} = 2^{127,5}$

Faktorisierung	klassisch	Shor
Anz. Schritte für 1024 Bit	$\approx 2^{90}$	$3,36 \cdot 10^7 [\approx 2^{25}]$
Anz. Schritte für 2048 Bit	$\approx 2^{117}$	$3,68 \cdot 10^8 [\approx 2^{28}]$

Tabelle: Durchschnittliche Anzahl an Rechenoperationen bei der Faktorisierung und der symmetrischen Schlüsselsuche.

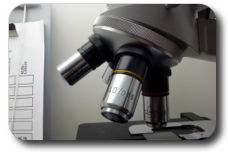
Angreifermodelle



Angreifermodell 1

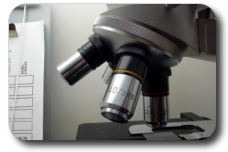
*Ein Angreifer habe die Rolle eines **Außenstehenden**.*
*Als dieser habe er nur Zugriff auf die Subsysteme **zwischen den beiden IPsec-Endgeräten** der Kommunikationsteilnehmer, um durch IPsec gesicherte Nachrichten abzufangen. Er verfügt allerdings nicht über eine genügend große Verbreitung zur effektiven Unterbindung der IPsec-Kommunikation.*
*Sein Verhalten sei als **aktiv** und **modifizierend** charakterisiert.*
*Die verfügbare Rechenkapazität und Zeit des Angreifers sei **komplexitätstheoretisch beschränkt**.*

Angreifermodelle

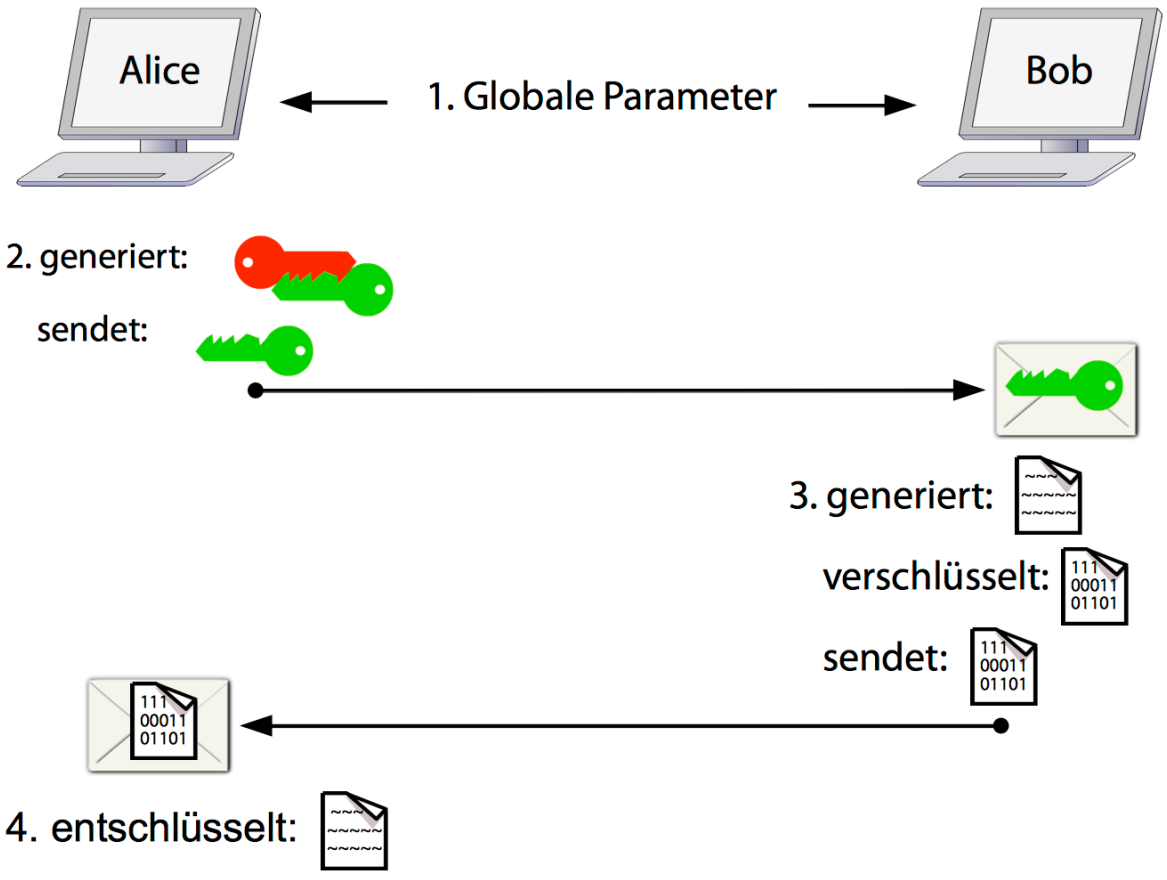


Angreifermodell 2

Ein Angreifer habe alle Rollen und Charakteristiken des Angreifermodells 1 und verfüge zusätzlich über einen ***Quantencomputer****, auf dem er in Echtzeit Shors und Grovers Algorithmen ausführen kann.*



Neuer IKE_SA_INIT PQC-Schlüsselaustausch



Niederreiter mit binären Goppa Codes

Code Parameter: $n, t \in \mathbb{N}$ mit $t \ll n$ als max. korrigierbare Fehler

Schlüsselgenerierung:

- Kontrollmatrix $\mathbf{H}_{priv}$ eines binären Goppa Code $\mathcal{G}$
- Zufällige Permutationsmatrix $\mathbf{P}$
- Zufällige invertierbare Matrix $\mathbf{M}$

$$\Rightarrow \mathbf{H}_{pub} = \mathbf{M} \cdot \mathbf{H}_{priv} \cdot \mathbf{P}$$

- Öffentlicher Schlüssel: ($\mathbf{H}_{pub}$, t)
- Privater Schlüssel: ($\mathbf{M}$, $Dec_{\mathcal{G}}$, $\mathbf{P}$), mit $Dec_{\mathcal{G}}$ als Dekodierungsalgorithmus für $\mathcal{G}$

Niederreiter mit binären Goppa Codes

Code Parameter: $\boldsymbol{n}, \boldsymbol{t} \in \mathbb{N}$ mit $\boldsymbol{t} \ll \boldsymbol{n}$ als max. korrigierbare Fehler

Schlüsselgenerierung:

- Kontrollmatrix $\mathbf{H}_{\boldsymbol{priv}}$ eines binären Goppa Code $\mathcal{G}$
- Zufällige Permutationsmatrix **P**
- Zufällige invertierbare Matrix **M**

$$\Rightarrow \mathbf{H}_{\boldsymbol{pub}} = \mathbf{M} \cdot \mathbf{H}_{\boldsymbol{priv}} \cdot \mathbf{P}$$

- Öffentlicher Schlüssel: ($\mathbf{H}_{\boldsymbol{pub}}$, t)
- Privater Schlüssel: (**M**, $\boldsymbol{Dec}_{\mathcal{G}}$, **P**), mit $\boldsymbol{Dec}_{\mathcal{G}}$ als Dekodierungsalgorithmus für $\mathcal{G}$

Niederreiter mit binären Goppa Codes

Verschlüsselung:

- Nachricht $\mathbf{m} \rightarrow \mathbf{e} \in \{0,1\}^{n}$ mit Gewicht t
- Syndrom $\mathbf{s} = \mathbf{H}_{pub} \cdot \mathbf{e}$

Entschlüsselung:

- $\mathbf{M}^{-1} \cdot \mathbf{s} = \mathbf{H}_{priv} \cdot \mathbf{P} \cdot \mathbf{e}$
- $Dec_{\mathcal{G}}\left(\mathbf{H}_{priv} \cdot \mathbf{P} \cdot \mathbf{e}\right) = \mathbf{P} \cdot \mathbf{e}$
- $\mathbf{P}^{-1} \cdot \mathbf{P} \cdot \mathbf{e} = \mathbf{e}$

Niederreiter mit binären Goppa Codes

Verschlüsselung:

- Nachricht $\mathbf{m} \rightarrow \mathbf{e} \in \{0,1\}^n$ mit Gewicht t
- Syndrom $\mathbf{s} = \mathbf{H}_{pub} \cdot \mathbf{e}$

Entschlüsselung:

- $\mathbf{M}^{-1} \cdot \mathbf{s} = \mathbf{H}_{priv} \cdot \mathbf{P} \cdot \mathbf{e}$
- $Dec_{\mathcal{G}}(\mathbf{H}_{priv} \cdot \mathbf{P} \cdot \mathbf{e}) = \mathbf{P} \cdot \mathbf{e}$
- $\mathbf{P}^{-1} \cdot \mathbf{P} \cdot \mathbf{e} = \mathbf{e}$

Multivariate Kryptographie

- Basieren auf Mengen von quadratischen Polynomen $p_1, \ldots, p_m \in \mathbb{K}[X_1, \ldots, X_n]$ über endlichen Körpern mit mehr als einer Variablen
- Verschlüsselung: Auswertung der polynomiellen Abbildung am Nachrichtenpunkt
- Entschlüsselung: Anwendung der inversen polynomiellen Abbildung durch Kenntnis einer speziellen Abbildungsstruktur

\+ Sehr effiziente Ver- und Entschlüsselung

\+ Frei für den kommerziellen Einsatz

– Wenig Vertrauen durch viele gebrochene Kryptosysteme

– Wenig Wissen durch Anwendung "junger" Mathematik

$\Rightarrow$ Vertreter: HFE Kryptosystem, Perturbed Matsumotu-Imai Plus (PMI+) Kryptosystem

Multivariate Kryptographie

- Basieren auf Mengen von quadratischen Polynomen $p_1, \ldots, p_m \in \mathbb{K}[X_1, \ldots, X_n]$ über endlichen Körpern mit mehr als einer Variablen
- Verschlüsselung: Auswertung der polynomiellen Abbildung am Nachrichtenpunkt
- Entschlüsselung: Anwendung der inversen polynomiellen Abbildung durch Kenntnis einer speziellen Abbildungsstruktur

\+ Sehr effiziente Ver- und Entschlüsselung
\+ Frei für den kommerziellen Einsatz
– Wenig Vertrauen durch viele gebrochene Kryptosysteme
– Wenig Wissen durch Anwendung "junger" Mathematik

$\Rightarrow$ Vertreter: HFE Kryptosystem, Perturbed Matsumotu-Imai Plus (PMI+) Kryptosystem

Multivariate Kryptographie

- Basieren auf Mengen von quadratischen Polynomen $p_1, \ldots, p_m \in \mathbb{K}[X_1, \ldots, X_n]$ über endlichen Körpern mit mehr als einer Variablen
- Verschlüsselung: Auswertung der polynomiellen Abbildung am Nachrichtenpunkt
- Entschlüsselung: Anwendung der inversen polynomiellen Abbildung durch Kenntnis einer speziellen Abbildungsstruktur

\+ Sehr effiziente Ver- und Entschlüsselung
\+ Frei für den kommerziellen Einsatz
– Wenig Vertrauen durch viele gebrochene Kryptosysteme
– Wenig Wissen durch Anwendung "junger" Mathematik

$\Rightarrow$ Vertreter: HFE Kryptosystem, Perturbed Matsumotu-Imai Plus (PMI+) Kryptosystem

Gitterbasierte Kryptographie

- Basieren auf Gitterproblemen wie dem Shortest-Vector-Problem oder dem Closest-Vector-Problem
- Verschlüsselung: Addition speziell präparierter Vektoren auf den Nachrichtenvektor
- Entschlüsselung: Invertierung der Addition durch Kenntnisse über die speziell präparierten Vektoren

± Starke Sicherheitsbeweise (dann allerdings nicht effizient)

± Sehr effiziente Ver- und Entschlüsselung (dann allerdings keine starken Sicherheitsbeweise)

– Wenig Vertrauen durch kurze Kryptoanalyse-Vergangenheit

– Patentrechtliche Abhängigkeiten

⇒ Vertreter: Number Theory Research Unit (NTRU) Kryptosystem, Learning with Errors (LWE) Kryptosystem

Gitterbasierte Kryptographie

- Basieren auf Gitterproblemen wie dem Shortest-Vector-Problem oder dem Closest-Vector-Problem
- Verschlüsselung: Addition speziell präparierter Vektoren auf den Nachrichtenvektor
- Entschlüsselung: Invertierung der Addition durch Kenntnisse über die speziell präparierten Vektoren

± Starke Sicherheitsbeweise (dann allerdings nicht effizient)

± Sehr effiziente Ver- und Entschlüsselung (dann allerdings keine starken Sicherheitsbeweise)

– Wenig Vertrauen durch kurze Kryptoanalyse-Vergangenheit

– Patentrechtliche Abhängigkeiten

⇒ Vertreter: Number Theory Research Unit (NTRU) Kryptosystem, Learning with Errors (LWE) Kryptosystem

Gitterbasierte Kryptographie

- Basieren auf Gitterproblemen wie dem Shortest-Vector-Problem oder dem Closest-Vector-Problem
- Verschlüsselung: Addition speziell präparierter Vektoren auf den Nachrichtenvektor
- Entschlüsselung: Invertierung der Addition durch Kenntnisse über die speziell präparierten Vektoren

$\pm$ Starke Sicherheitsbeweise (dann allerdings nicht effizient)

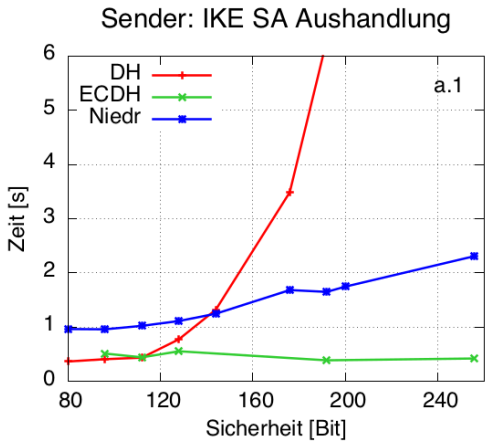
$\pm$ Sehr effiziente Ver- und Entschlüsselung (dann allerdings keine starken Sicherheitsbeweise)

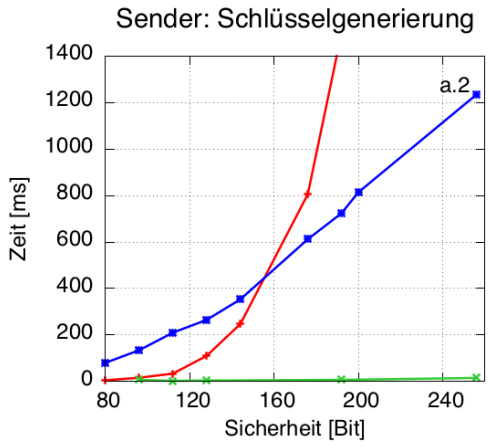
– Wenig Vertrauen durch kurze Kryptoanalyse-Vergangenheit

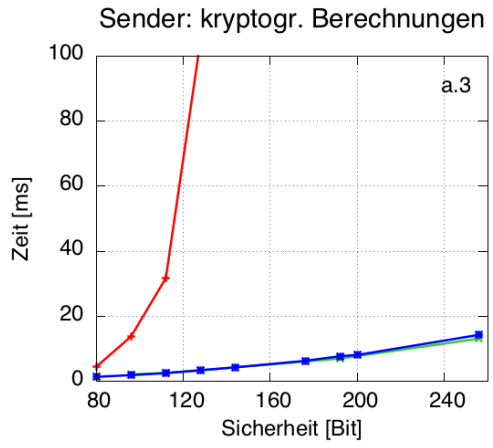
– Patentrechtliche Abhängigkeiten

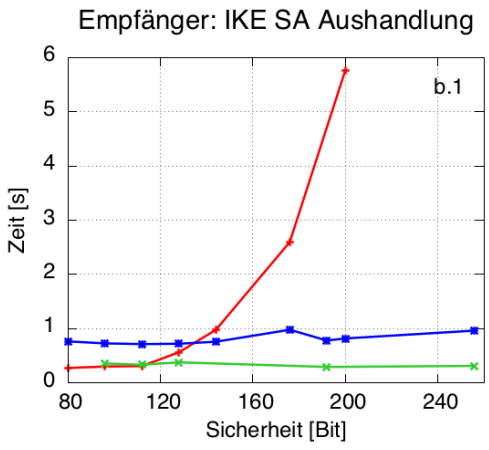
$\Rightarrow$ Vertreter: Number Theory Research Unit (NTRU) Kryptosystem, Learning with Errors (LWE) Kryptosystem

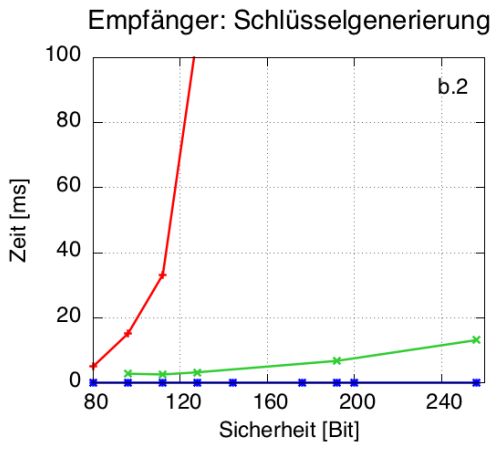
Evaluation: Latenzen

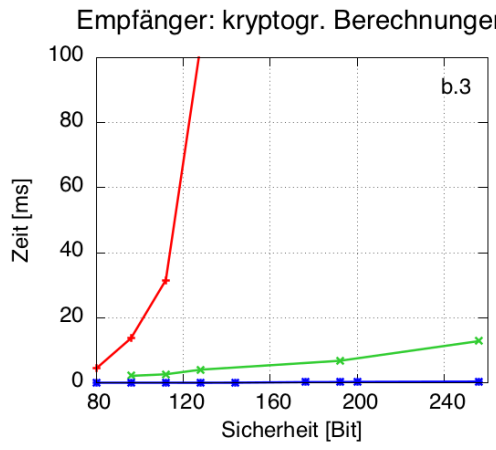












Latenz: IKE SA Aushandlung

Bit-Sicherheit	Sender [ms]			Empfänger [ms]		
	DH	ECDH	Niedr	DH	ECDH	Niedr
80	367,0	-	966,5	275,3	-	764,7
96	410,3	513,6	960,9	300,7	359,1	728,5
112	438,3	444,3	1.025,0	310,7	333,9	716,2
128	775,7	555,9	1.114,1	564,5	380,0	721,9
144	1.322,9	-	1.249,1	977,1	-	759,1
176	3.487,9	-	1.684,7	2.597,7	-	980,0
192	-	389,3	1.650,8	-	295,4	781,8
200	7.689,9	-	1.748,1	5.759,5	-	819,6
256	-	423,2	2.311,1	-	313,3	965,0

Tabelle: Zeiten für eine IKE SA Aushandlung mit den drei Plugins Niederreiter, DH und ECDH.

Latenz: Schlüsselgenerierung

Bit-Sicherheit	Sender [ms]			Empfänger [ms]		
	DH	ECDH	Niedr	DH	ECDH	Niedr
80	5,0	-	80,2	5,1	-	0,02
96	15,7	6,7	134,2	15,2	2,8	0,02
112	33,6	2,6	210,0	33,3	2,6	0,02
128	110,0	3,7	264,8	107,8	3,3	0,02
144	247,1	-	353,2	246,7	-	0,03
176	805,3	-	611,7	791,1	-	0,03
192	-	6,8	723,9	-	6,8	0,03
200	1.845,7	-	813,9	1.827,1	-	0,03
256	-	14,9	1.234,4	-	13,2	0,05

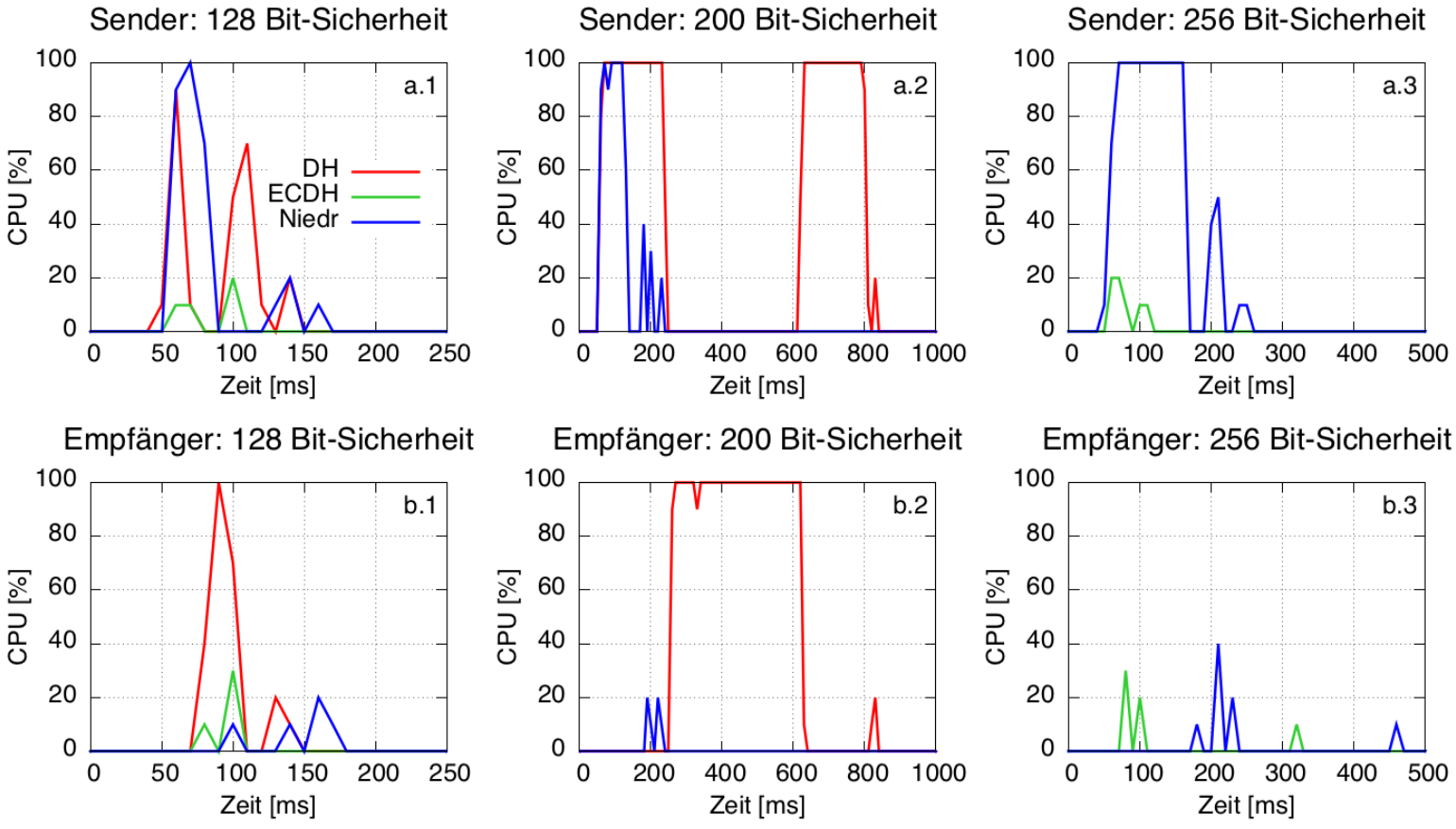
Tabelle: Zeiten für die Schlüsselgenerierung mit den drei Plugins Niederreiter, DH and ECDH.

Latenz: kryptographische Berechnungen

Bit-Sicherheit	Sender [ms]			Empfänger [ms]		
	DH	ECDH	Niedr	DH	ECDH	Niedr
80	4,5	-	1,4	4,4	-	0,02
96	13,8	2,1	1,9	13,8	2,2	0,03
112	31,8	2,6	2,5	31,6	2,7	0,03
128	105,2	3,4	3,4	103,9	4,1	0,04
144	245,5	-	4,3	243,7	-	0,06
176	785,2	-	6,3	786,9	-	0,23
192	-	7,0	7,7	-	6,8	0,26
200	1.837,0	-	8,1	1.834,6	-	0,30
256	-	13,2	14,3	-	12,9	0,41

Tabelle: Zeiten für die kryptographischen Berechnungen mit den drei Plugins Niederreiter, DH and ECDH.

Evaluation: Rechenleistung



Referenzen I

Daniel J. Bernstein, Johannes Buchmann und Erik Dahmen. ***Post Quantum Cryptography***. 1st. Berlin, Heidelberg: Springer-Verlag, 2009. isbn: 978-3-540-88701-0. doi: 10.1007/978-3-540-88702-7.

Isaac L. Chuang, Neil Gershenfeld und Mark Kubinec. »Experimental Implementation of Fast Quantum Searching«. In: ***Phys. Rev. Lett.*** 80 (15 Apr. 1998), S. 3408–3411. url: http://link.aps.org/doi/10.1103/PhysRevLett.80.3408 (besucht am 15. 07. 2013).

Lov K. Grover. »A fast quantum mechanical algorithm for database search«. In: ***Proceedings of the twenty-eighth annual ACM symposium on Theory of computing***. STOC '96. Philadelphia, Pennsylvania, USA: ACM, 1996, S. 212–219. isbn: 0-89791-785-5. url: http://doi.acm.org/10.1145/237814.237866 (besucht am 11. 07. 2013).

C. Kaufman u. a. ***RFC5996 - Internet Key Exchange Protocol Version 2 (IKEv2)***. Sep. 2010. url: https://tools.ietf.org/html/rfc5996 (besucht am 18. 05. 2013).

S. Kent und K. Seo. ***RFC4301 - Security Architecture for the Internet Protocol***. Dez. 2005. url: https://tools.ietf.org/html/rfc4301 (besucht am 18. 06. 2013).

Enrique Martin-Lopez u. a. »Experimental realization of Shor's quantum factoring algorithm using qubit recycling«. In: ***Nature Photonics*** 6 (Nov. 2012), S. 773–776. url: http://dx.doi.org/10.1038/nphoton.2012.259 (besucht am 15. 07. 2013).

Referenzen II

Peter W. Shor. »Algorithms for Quantum Computation: Discrete Logarithms and Factoring«. In: ***Foundations of Computer Science, 1994 Proceedings., 35th Annual Symposium on Foundations of Computer Science***. Santa Fe, NM: IEEE Computer Society Press, Nov. 1994, S. 124–134. url: http://dx.doi.org/10.1109/SFCS.1994.365700 (besucht am 10. 09. 2013).

Max Tillmann u. a. »Experimental boson sampling«. In: ***Nat Photon*** 7 (Juli 2013), S. 540–544. url: http://dx.doi.org/10.1038/nphoton.2013.102 (besucht am 16. 07. 2013).

Lieven M. K. Vandersypen u. a. »Experimental realization of Shor's quantum factoring algorithm using nuclear magnetic resonance«. In: ***Nature*** 414.quant-ph/0112176 (Dez. 2001), S. 883–887. url: http://dx.doi.org/10.1038/414883a (besucht am 15. 07. 2013).