BASES DE DATOS: DEMOSTRACIONES TEORICAS

a) La dependencia parcial implica la dependencia transitiva, por lo que podemos afirmar que si un esquema se encuentra en 2FN, también se encuentra en 3FN.

Falso

Contraejemplo: sea el conjunto S={VD->IN, I->N, N->I } definido sobre el esquema R(DINV) con llave VD, donde los atributos primos son: V y D.

Vemos que S esta en 2FN ya que los lados izq de las dependencias no son subconjuntos propios de una llave. Pero se observa que S no respeta la 3FN ya que en las dep I->N y N->I los lados izq no son superllave y los lados derechos no son atributos primos.

Finalmente obtuvimos un esquema que respeta 2FN pero no 3FN.

b) Si R está en 3FN con respecto a F y todas las llaves de R son simples, entonces R está en FNBC con respecto a F.

Verdadero:

Si esta en 3FN los lados izq son superllave o los lados derechos atributos primos.

Al tener todas llaves simples en una 3FN, los lados izquierdos necesariamente van a tener que ser llaves o superllaves ya que sino no se cumple la condicion propuesta. Luego el esquema R esta en 3FN solamente por el cumplimiento de la primera condicion (lados izq son superllaves). Luego con esto podemos afirmar que R tambien estara en FNBC ya que esta forma normal pide que los lados izquierdos sean superllaves y anteriormente vimos que se verificaba esta condicion.

c) Si X => Y (F) entonces X => Y (G) para cada cubrimiento G equivalente a F.

Demostración: Sea G equivalente a F y X-> Y (F).

–Por definición, X -> Y puede ser derivado a partir de un subconjunto F’ de F cuyos elementos tienen sus lados izquierdos más débiles que X.

–Como G es equivalente a F, cada df V->W perteneciente a F’ es derivable a partir de un subconjunto G_f de G que, por Lema 2, involucra solamente a df’s Z-> T tales que Z+ C V+ C X+.

–La unión de estos conjuntos, G’= $U_{(f\epsilon F')}$Gf es: (1) un subconjunto de G, (2) incluye solamente df’s con sus lados izquierdos más débiles que X y (3) contiene X->Y en su clausura.

–Por lo tanto, $X \to_G Y$.

• Lema 2: Si Y->W es usado en una derivación no redundante de X->V a partir de F entonces Y+ C X+.

d) En una descomposición 4FN se conservan aquellas dependencias multivaluadas X->->Y cuyos lados izquierdo X son llave.

Falso:

Cuando se descompone en 4FN, el resultado de la descomposicion no contiene dependencias multivaluadas.

En caso de ser verdadero demostrar formalmente, sino dar contraejemplo:

e) Si un esquema esta en 3FN entonces esta en 2FN.

• Definición: Un esquema de relación R está en segunda forma normal (2FN) con respecto a un conjunto de df's F si está en 1FN y **cada atributo no primo es totalmente dependiente de cada llave en R.**

• Definición: Un esquema de relación R está en tercera forma normal (3FN) con respecto a un conjunto de df's F si está en 1FN **y cada atributo no primo no es transitivamente dependiente de una superllave de R.**

• Prueba: Demostraremos que la dependencia parcial implica la dependencia transitiva (esto es, si no existen dependencias transitivas entonces no existen dependencias parciales).

–Supongamos que un atributo no primo A en R es parcialmente dependiente de una llave K en R.

–Esto es, existe K' contenido en K tal que F |= K' --> A y no es el caso en que K'-> K (sino K' sería llave).

–A no pertenece a K puesto que K es llave y A es no primo.

–Luego, K -> K', K' -> A, no es el caso en que K' -> K y A no pertenece a KK' = K.

–Por lo tanto, A es transitivamente dependiente de K.

Luego como se demostro que si no existen dependencias transitivas tampoco existen dependencias parciales, podemos decir que si cada atributo no primo A no es transitivamente dependiente en R (esta en 3FN) entonces cada atributo A no es parcialmente dependiente en R, lo que es igual a decir que cada atributo A es totalmente dependiente en R (esta en 2FN).

Otra forma: como las descomposiciones en 3FN parten de un CMR, todas las dependencias dentro del mismo estaran reducidas a izquierda y a derecha. Luego se sabe que dada X->Y, Y es totalmente dependiente de X si X->Y esta reducida a izquierda. Con esto podemos afirmar que si un esquema esta en 3FN estara en 2FN ya que ambos comparten la 2da condicion y ademas 3FN contiene dependencias totalmente dependientes.

f) Si un esquema esta en FNBC entonces esta en 3FN.

1) Si un esquema esta en FNBC quiere decir que para toda df se cumple que el lado izquierdo es superllave.

2) Un esquema estara en 3FN si para toda df se cumple que el lado izquierdo sea superllave o bien que el lado derecho sea primo.

Luego por 1) y 2) podemos ver que FNBC siempre cumple la primera condicion de 3FN. Finalmente podemos afirmar que si un esquema esta en FNBC entonces esta en 3FN, por el cumplimiento de la primera condicion.

g) La segunda forma normal (2FN) elimina las dependencias parciales. Por lo tanto, con un cubrimiento minimo reducido alcanzamos la 2FN

Verdadero

Demostracion: por definicion sabemos que un esquema estara en 2FN si esta en 1FN y cada atributo no primo es totalmente dependiente de cada llave. Tambien se sabe que un atributo es totalmente dependiente de otro si la dependencia en cuestion esta reducida a izquierda.

Luego al obtener un CRM sobre un esquema R, tendremos que todas las dependencias involucradas estaran reducidas a izquierda y a derecha. Por lo anterior al estar reducidas a izquierdas tambien seran dependencias totales (es decir, se eliminan las parciales) con lo que se cumple la 2FN.

h) Si un esquema esta en 3FN y tiene una unica llave, entonces esta en FNBC

Verdadero

Demostracion: si esta en 3FN y tiene una unica llave, quiere decir que todas las dependencias tendran en el lado izquierdo una superllave y del lado derecho un atributo no primo. Luego se cumple que para toda dependencia su lado izquierdo es superllave, lo cual respeta la FNBC.

i) En un esquema R en cuarta forma normal (4FN) se conservan aquellas dependencias multivaluadas X->->Y tales que XY = R

Verdadero:

En una descomposicion 4FN no quedan dependencias multivaluadas salvo las triviales.

Una dependencia multivaluada de la forma X->> Y, es trivial cuando el conjunto de atributos {X,Y} conforma el total de los atributos del esquema.

O Falso:

Un esquema de relación R está en cuarta forma normal (4FN) con respecto a un conjunto de df's y dm's D, si para cada dm X->->Y en D+ tal que Y no está contenido en X y XY es distinto de R, entonces X es una superllave de R.

Es decir se conservan aquellas dm's X->->D tal que Y no esta en X, XY!=R y X es superllave de R.

j) Si aplicamos el algoritmo de descomposicion de 4FN solamente se consideran las dependencias funcionales y multivaluadas planteadas simbolicamente. Que problema trae aparejado esto?

El problema que trae es el hecho de calcular las dependencias que se proyectarán en cada nuevo subesquema, para ello se debe computar D+, proyectar df's, dm's, pero lo que ocurre es que D+ no es computable. Luego se puede realizar un proceso de aproximacion a D+. Esto ultimo nos trae una complicacion adicional que son las dependencias multivaluadas embebidas las cuales complejizan mas el algoritmo de 4FN.

k) Existen dependencias funcionales embebidas?

No, solo existen dependencias multivaluadas embebidas.

l) Si aplicamos algoritmo de descomposicion en 4FN sobre un conjunto de dependencias funcionales (esto es, sin dependencias multivaluadas) obtenemos descomposicion en FNBC como si hubieramos aplicado algoritmo burbuja.

Verdadero: Al realizar el algoritmo obtendremos una descomposicion 4FN sin dependencias multivaluadas, luego se sabe que si una descomposicion esta en 4FN entonces tambien esta en FNBC, por lo que al realizar el algoritmo de descomposicion en 4FN siempre obtendremos una descomposicion en FNBC.